PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 10-289144
(43)Date of publication of application : 27.10.1998

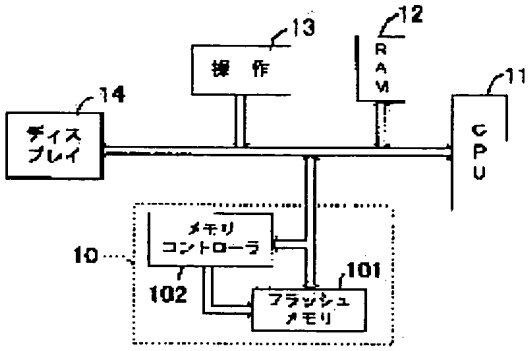
(51)Int.Cl. G06F 12/00
G06F 12/16

(21)Application number : 09-092668
(22)Date of filing : 11.04.1997

(71)Applicant : PIONEER ELECTRON CORP
(72)Inventor : NAKAMURA TAKESHI

(54) MEMORY CONTROL METHOD

(57)Abstract:
PROBLEM TO BE SOLVED: To extend the service life of a flash memory by using first a sector that remains longest as a free area in terms of a time series when the free area is secured for writing the data.
SOLUTION: When the accesses are given to a storage 10 for the writing, erasion, etc., of files, a memory controller 102 controls a flash memory 101. In a file write mode, the FAT entries showing successively the idle sectors at and after the head of a FAT area are retrieved and the files are written into the sectors which are shown by the retrieved FAT entries. At the same time, the retrieved FAT entries are rewritten into the FAT entries showing the non-idle sectors. In a file erasion mode, the relevant file is deleted and also a new FAT entry is produced for the sector that becomes idle use to the file deletion. Then the new FAT entry is recorded at the end of the FAT area.



CLAIMS

[Claim(s)]
[Claim 1]It is the way each classifies a record section of a memory with two or more sectors which consist of predetermined storage capacity, and controls said memory by said sector unit, Record a fat entry which shows whether each of said sector is a vacant sector all over a fat field of said memory, and at the time of writing of a file. Write said file in a sector which searches a fat entry which shows that it is a vacant sector sequentially from a head of said fat field, and is shown by this search fat entry, and. Rewrite for a fat entry which shows that it is not a vacant sector about said search fat entry, and at the time of elimination of a file. A control method of

a memory deleting a file used as a candidate for deletion, and newly creating a fat entry about a sector used as a vacant sector, and recording this on the tail end of said fat field by deletion of said file.
[Claim 2]Heading sector information which shows a sector on which a fat entry which shows that it is a vacant sector among fat entries currently recorded all over said fat field, and exists in a very head position is recorded is recorded, A control method of the memory according to claim 1 searching a fat entry which shows that it is a vacant sector from a sector position shown using said heading sector information at the time of writing of a file.
[Claim 3]A control method of the memory according to claim 1 eliminating all the contents of record of said heading sector, and considering it as free regions which can write in this heading sector when it is shown that no fat entries currently recorded into a heading sector of said fat field are vacant sectors.
[Claim 4]A directory region where information which shows a position of a heading sector of file information about said files of each and said fat field is recorded on said memory, A control method of the memory according to claim 1, wherein record formation of the hook field where information which shows a position of a heading sector of said directory region is recorded is carried out.
[Claim 5]When a sector corresponding to said hook field turns into a bad sector, By recording the contents of record which information which searches a vacant sector out of said fat field, and shows a position of this vacant sector was recorded on said bad sector, and were recorded on this bad sector on said vacant sector, A control method of a memory given in claims 1 and 4 evacuating said hook field to said vacant sector.
[Claim 6]A control method of the memory according to claim 1, 2, 3, 4, or 5, wherein information which shows relation between each sector is recorded on said each field.
[Claim 7]A control method of the memory according to claim 1, wherein said memory is a storage which has restriction in writing frequencies.
[Claim 8]A control method of the memory according to claim 1, wherein said memory is a flash memory.

[Translation done.]

* NOTICES *

JPO and INPIT are not responsible for any
damages caused by the use of this translation.

1.This document has been translated by computer. So the translation may not reflect the original precisely.
2.**** shows the word which can not be translated.
3.In the drawings, any words are not translated.

DETAILED DESCRIPTION

[Detailed Description of the Invention]
[0001]
[Field of the Invention]This invention relates to the control method of a memory.
[0002]
[Description of the Prior Art]The memory storage for memorizing various application software other than RAM (random access memory) used in a program execution process is formed in information processors, such as a personal computer. As this kind of memory storage, since after power supply cutoff needed to hold that memory content, the hard disk drive using the magnetic recording disk as that storage was adopted.
[0003]However, instead of the above-mentioned magnetic recording disk, it succeeds in the trial using the non volatile semiconductor memory like a flash memory which can be written in with rapid-access-izing of the above-mentioned memory storage in recent years. By impressing high tension to the gate region of the memory cell, a flash memory makes an electric charge form in this gate region, and performs write-in memory of data.
[0004]However, in the flash memory, if the writing like the above concentrates on one memory cell, the characteristic degradation of the semiconductor itself arises and it has the problem that the memory cell will break.
[0005]

[Problem(s) to be Solved by the Invention]It succeeds in this invention considering this problem as a solution plug, and it is a thing.
The purpose is to provide the control method of the memory which can prolong a life.

[0006]
[Means for Solving the Problem]A control method of a memory by this invention classifies a record section of a memory with two or more sectors which each becomes from predetermined storage capacity, A fat entry which shows whether it is the method of controlling said memory by said sector unit, and each of said sector is a vacant sector is recorded all over a fat field of said memory, Write said file in a sector which searches a fat entry which shows that it is a vacant sector sequentially from a head of said fat field at the time of writing of a file, and is shown by this search fat entry, and. Rewrite for a fat entry which shows that it is not a vacant sector about said search fat entry, and at the time of elimination of a file. A file used as a candidate for deletion is deleted, and by deletion of said file, a fat entry about a sector used as a vacant sector is newly created, and this is recorded on the tail end of said fat field.
[0007]
[Embodiment of the Invention]Drawing 1 is a figure showing an example of the composition of an information processor. In drawing 1, the memory storage 10 comprises the memory controller 102 with which after power supply cutoff performs writing and read-out control to the flash memory 101 which can hold the memory content, and which can be written in, and this flash memory 101.
[0008]Drawing 2 is a figure showing the initial logical format of this flash memory 101. setting to the initial state, as it is shown in drawing 2 -- the storage area of the flash memory 101 -- a hook field, a directory region, and a FSL(Free Storage List)_FAT area -- and -- a file area -- it is classified into four fields. Access to this flash memory 101 is carried out in the sector unit shown by SID (sector ID)0-N with which each does not overlap, and the above-mentioned hook field is assigned to the sector of SID=0 at the time of the initial logical format.
[0009]In the following explanation, as for the flash memory 101, initialization or where data erasure is carried out, all the bits shall become logical-value"0." Although data erasure is possible only in a block unit, it enables the writing ("0"->"1") to an elimination bit in word units (the number of predetermined bits). Drawing 3 is a figure showing the memory format at the time of the initial logical format of the above-mentioned hook field.
[0010]In drawing 3, the sector checkbite CB which shows whether discernment ID which shows that this one sector is a hook field, and the sector assigned to this hook field are normal is recorded on the head part of this hook field. D-SID which shows sector ID of the head of the above-mentioned directory region is recorded, and the postscript region is arranged after that. When above-mentioned D-SID is updated by the new thing, this postscript region is provided in order to add this newest D-SID one by one and to go.
[0011]In the gestalt of this example, sector ID in which a hook field exists shall be written in discernment ID, and the value which reversed all the bits of discernment ID shall be written in CB. Drawing 4 is a figure showing the memory format at the time of the initial logical format of the directory region shown in drawing 2. As it is shown in drawing 4, FSL directory entry 0-n and the directory entry 0 - k are formed in the directory region.
[0012]To the FSL directory entry 0 - each of n. Deletion checkbite DCB which shows whether this FSL directory entry is effective, All over a file type and a FSL_FAT area, FT-SID is recorded as sector ID which shows the sector on which the effective FAT entry (it mentions later) which exists in a very head position is recorded. after the time of an initial logical format and data are eliminated, all the bits of the FSL directory entry 0 - deletion checkbite DCB of each n are "logical-value "0 which shows that it is effective"." Namely, it becomes "effective" in the state where no data is written in, after elimination or initialization.
[0013]On the other hand, to the directory entry 0 - each of k. Deletion checkbite DCB which shows whether this directory entry is effective, floor line-SID which shows sector ID of the head on the file information (a file name, a file size, a file type, a recording date, etc.) about the file written in the file area of drawing 2 and the flash memory 101 on which this file is recorded is recorded. all the bits of the directory entry 0 - deletion checkbite DCB of each k are "logical-value "0 which shows that it is effective"" the time of an initial logical format, and after data erasure. Namely, initialization or after data erasure is carried out, it becomes "effective" in the state where no data is written in.
[0014]nSID which shows the relation information on the sector in this field is recorded on the head part of a directory region. Under the present circumstances, whenever all the storage capacity exceeds a part for one sector, as it is shown in drawing 4, nSID as sector relation information is recorded on that head part for a part for every one sector. With the file type in the FSL directory entry mentioned above and a directory entry. It is

the information which shows whether the file which a directory entry shows or the attribute of a subdirectory, and its entry are FSL directory entries, or it is a directory entry.
[0015]For example, if the point to which a directory entry points is a write-protected subdirectory, that attribute and the information which shows that this entry is a directory entry will be written in as a file type. Therefore, in explanation of drawing 4, although the inside of a directory region was clearly classified into the FSL directory entry and the directory entry, when actually using it, the kind of each entry can know the attribute from the fill type recorded in an entry. that is, it is not necessary to classify clearly a FSL directory entry and the field of each directory entry In this case, even if the FSL directory entry and the directory entry are not clearly classified in the directory region, the relation place of each sector is understood by each nSID.
[0016]Drawing 5 is a figure showing the memory format at the time of the initial logical format of the FSL_FAT area shown in drawing 2. The fat pointer FP which shows each sector ID in the free regions (set of the sector which can be written in) which exist in the flash memory 101 to this FSL_FAT area, And the FAT entry which consists of a deletion checkbite DCB which shows whether the sector shown by this fat pointer FP is a vacant sector is formed. This FAT entry is provided corresponding to all the sectors in the free regions in this flash memory 101. Under the present circumstances, when all the bits of the above-mentioned deletion checkbite DCB are logical-value "0" which shows that it is a vacant sector, this FAT entry presupposes that it is an "effective" FAT entry. nSID which shows the relation information on the sector in this field is recorded on the head part of this FSL_FAT area. When the capacity of all the FAT entries exceeds the capacity for one sector, as it is shown in drawing 5, nSID as sector relation information is recorded on the head part for a part for every one sector. SID of the sector connected with the next of this sector is shown in this nSID.
[0017]Even if **** each field (a directory region, a FSL_FAT area, a file area) mentioned above is not arranged continuously, it can know the sector which should be connected with the next by nSID of each sector. That is, it can treat as a field which continued logically. In the file area of the flash memory 101 like the above, various application programs, an information file, etc. are memorized. The operating system (OS is called hereafter) program to which the control method of the memory by this invention was applied is memorized beforehand in the file area of the flash memory 101.
[0018]According to powering on, the above-mentioned OS program is read from this flash memory 101, and is written in the predetermined region of RAM(random access memory) 12. If the manual operating device 13 is operated so that a user may perform any one execution of the above-mentioned application program, this program will be read from the flash memory 101, and will be read into the above-mentioned RAM12. CPU(central processing unit) 11 executes the above-mentioned application program read on RAM12, and makes the executed result display on the display 14.
[0019]Under the present circumstances, by execution of this application software, if access of the writing of the file to the memory storage 10, elimination, etc. occurs, the memory controller 102 will perform control management which followed the above-mentioned OS to the flash memory 101. Just, although ** is shown in drawing 6, it explains to each operation of the writing of the new file in which it succeeds by execution of this OS program below, elimination, and updating taking the case of the flash memory 101 which has an initial logical format of ****.
[0020]Full capacity is 20 K bytes and the file area shown in drawing 6 comprises ten sectors which have the capacity of 2 K bytes respectively. Under the present circumstances, each sector is shown by sector ID:Q-(Q+9). sector ID:Q- (Q+9) corresponding to the sectors of each in the above-mentioned file area is recorded on the fat pointer FP of zero to FAT entry 9 each. the sector deletion checkbite DCB of zero to FAT entry 9 each is indicated to be by this fat pointer FP -- a vacant sector, i.e., writing, -- the logical value which shows that it is an effective sector -- it is "0." Under the present circumstances, the FAT entries 0-5 shall be recorded in the sector shown by sector ID:R, and the FAT entries 6-9 shall be recorded in the sector shown by sector ID: (R+1).
[0021]Therefore, sector ID:R of the sector in which the FAT entry 0 exists is recorded as FT-SID of the FSL directory entry 0. Deletion checkbite DCB of this FSL directory entry 0 is logical-value"0" which shows that this FSL directory entry 0 is effective. Five new file A-E in which each has the capacity which is 4 K bytes from a **** state although shown in this drawing 6 below is written in one by one, After eliminating this written-in file in order of the file C, E, and A, an example of operation until it writes in the file F which newly has the capacity of 6 K bytes is explained referring to drawing 7 - drawing 13.
[0022]Although shown in write-in drawing 6 of file A-E, in a **** state, the memory controller 102 reads first D-SID in the hook field shown in drawing 3. The memory controller 102 recognizes heading sector ID of a

directory region according to the contents of this read D-SID, and searches the effective (the logical value of DCB is "0") FSL directory entry which exists in a very head position in this sector. Under the present circumstances, as it is shown in drawing 6, the effective FSL directory entry which exists in a very head position is the FSL directory entry 0. The memory controller 102 searches the effective FAT entry (FAT entry whose logical value of DCB is "0") which exists in a very head position in the sector shown by sector ID:R currently recorded as FT-SID of this FSL directory entry 0. Under the present circumstances, the effective FAT entry which exists in a very head position in the sector shown by this sector ID:R is the FAT entry 0, as it is shown in drawing 6. Here, the memory controller 102 writes the file A in the sector shown by sector ID:Q currently recorded as the fat pointer FP of this FAT entry 0, as it is shown in drawing 7. Under the present circumstances, the capacity of the file A is size from the capacity for those with 4 K byte, and one sector (2 K bytes). Then, the memory controller 102 searches the effective FAT entry which exists in the next of the above-mentioned FAT entry 0. Under the present circumstances, the FAT entry searched is the FAT entry 1, as it is shown in drawing 6. Here, the memory controller 102 writes the continuation of the above-mentioned file A in the sector shown by sector ID: (Q+1) currently recorded as the fat pointer FP of this FAT entry 1, as shown in drawing 7.

[0023]Drawing 14 is a figure showing the format at the time of the writing of this file A. As it is shown in drawing 14, the first portion of the file A is written in the sector shown by sector ID:Q, and (Q+1) is recorded on the head position as nSID which shows the relation information on the following sector. this (Q+1) -- the latter half of the file A is written in the sector shown. It leaves to "0", without writing anything in nSID which shows the relation information on the next sector of the head position. This shows that the relation to the following sector does not exist.

[0024]The new postscript to the file A becomes possible by writing in sector ID newly added to nSID of the sector of the last of the file A. Next, the memory controller 102 shows that the sectors of each shown by sector ID:Q and (Q+1) became write-in invalidity by rewriting the logical value of DCB of the above-mentioned FAT entries 0 and 1 to "1", as it is shown in drawing 7. Next, the memory controller 102 searches the head of a directory entry where it does not succeed in writing all over the above-mentioned directory region. Under the present circumstances, as indicated in drawing 7 as the directory entry of the head where it does not succeed in writing in the initial state like ****, it is the directory entry 0. Here the memory controller 102 to this directory entry 0. Sector ID:Q of the head on the file information (a file name, a file size, a file type, a recording date, etc.) about the above-mentioned file A and the flash memory 101 in which this file A is written is recorded.

[0025]By a series of operations like the above, the memory controller 102 completes the write operation of the file A. By the same method as the write operation of this file A, the memory controller 102 performs the writing of the file B and the file C one by one. drawing 8 is a figure showing the state of the flash memory 101 at the time of these files A and B and the writing of each C being completed.

[0026]As it is shown in drawing 8, the sectors of each shown by sector ID:Q- (Q+5) are used by the writing of file A-C. therefore, all the logical values of deletion checkbite DCB of zero to FAT entry 5 each which shows these sector ID:Q- (Q+5) are set to "1." Therefore, as it is shown in drawing 8, an effective FAT entry will not exist in the sector shown in sector ID:R. Under the present circumstances, as it exists in the very head position in a FSL_FAT area and an effective FAT entry is shown in drawing 8, it is the FAT entry 6, and sector ID of the sector on which this FAT entry 6 is recorded is (R+1). Then, the FSL directory entry which has not recorded the memory controller 102 into a FSL directory entry, and exists in the very head is searched. As shown in drawing 8, the FSL directory entry which exists in un-recording and the earliest head in a FSL directory entry, Since it is the FSL directory entry 1, the memory controller 102 records the above (R+1) as FT-SID of this FSL directory entry 1.

[0027]The DCB is set to "1" that the directory entry 0 which was "effective" until now should be made "invalidity." in the state by which it is shown in this drawing 8 -- the next -- in writing in the file D as a new file, the memory controller 102 reads first D-SID in the hook field shown in drawing 3. The memory controller 102 recognizes heading sector ID of a directory region according to the contents of this read D-SID, and searches the effective (the logical value of DCB is "0") FSL directory entry which exists in a very head position in this sector. Under the present circumstances, as it is shown in drawing 8, the effective FSL directory entry which exists in a very head position is the FSL directory entry 1. The memory controller 102 searches the effective (the logical value of DCB is "0") FAT entry which exists in a very head position in the sector shown without sector ID: (R+1) currently recorded as FT-SID of this FSL directory entry 1. Under the present circumstances,

the effective FAT entry which exists in a very head position in the sector shown by this sector ID: (R+1) is the FAT entry 6, as it is shown in drawing 8. Here, the memory controller 102 writes the file D in the sector shown by sector ID: (Q+6) currently recorded as the fat pointer FP of this FAT entry 6, as it is shown in drawing 9. Under the present circumstances, the capacity of the file D is size from the capacity for those with 4 K byte, and one sector (2 K bytes). Then, the memory controller 102 searches the effective FAT entry which exists in the next of the above-mentioned FAT entry 6. Under the present circumstances, the FAT entry searched is the FAT entry 7, as it is shown in drawing 8. Here, the memory controller 102 writes the continuation of the above-mentioned file D in the sector shown by sector ID: (Q+7) currently recorded as the fat pointer FP of this FAT entry 7, as it is shown in drawing 9.

[0028]Next, the memory controller 102 shows that the sectors of each shown by sector ID: (Q+6) and (Q+7) became write-in invalidity by rewriting the logical value of DCB of the above-mentioned FAT entries 6 and 7 to "1", as it is shown in drawing 9. Next, the memory controller 102 searches the head of a directory entry where it does not succeed in writing all over the above-mentioned directory region. Under the present circumstances, the directory entry of the head where it does not succeed in writing in the **** state although shown in drawing 8 is the directory entry 3. As it is shown in drawing 9, here the memory controller 102 to this directory entry 3. Sector ID: (Q+6) of the head on the file information (a file name, a file size, a file type, a recording date, etc.) about the above-mentioned file D and the flash memory 101 in which this file D is written is recorded.

[0029]By a series of operations like the above, the memory controller 102 completes the write operation of the file D. By the same method, the memory controller 102 writes in the file E. drawing 10 is a figure showing the state of the flash memory 101 at the time of the above-mentioned file A, B, and C, D, and the writing of each E being completed.

[0030]In eliminating the file C in the state by which it is shown in deletion of the file C, E, and A, or drawing 10 to cut, the memory controller 102 searches first the directory entry on which the file C is recorded as a file name out of the directory entry. Under the present circumstances, this directory entry is the directory entry 2, as it is shown in drawing 10. here, the memory controller 102 is recorded on sector ID: (Q+4) currently recorded as floor line-SID of this directory entry 2, and nSID of this sector -- the written contents of each sector shown in sector ID: (Q+5) which should be connected with the next are eliminated. The file C currently written in all over the file area is eliminated by this operation as it is shown in drawing 11.

[0031]Next, the memory controller 102 rewrites the logical value of DCB of the above-mentioned directory entry 2 to "1", as shown in drawing 11. Thereby, the contents of record of the above-mentioned directory entry 2 become invalid. Next, the memory controller 102 is written in all over the above-mentioned FSL_FAT area, and searches the tail end of the FAT entry of ending. Although shown in drawing 10, it writes in in a **** state and the tail end of the FAT entry of ending is the FAT entry 9. here, as the next FAT entry 10 of this FAT entry 9, and the fat pointer FP of 11 each, the memory controller 102 records (Q+4) and (Q+5), respectively, as it is shown in drawing 11. That is, (Q+4) and (Q+5) were created by the FAT entry as an effective FAT pointer in which these are shown by elimination of the file C since a file area (Q+4) and (Q+5) newly became free regions. here, no memory controllers 102 are written in DCB of these FAT entry 10 and 11 each.

[0032]By a series of operations like the above, the memory controller 102 completes the erasing operation of the file C. By the same method, the memory controller 102 eliminates the files E and A. Drawing 12 is a figure showing the state of the flash memory 101 at the time of elimination completing these files A, C, and E in order of C, E, and A.

[0033]In writing in the file F in which the capacity is 6 K bytes as a new file, in the state by which it is shown in the writing of the file F (6 K bytes), or drawing 12 to cut, the memory controller 102 reads D-SID in a hook field first. The memory controller 102 recognizes heading sector ID of a directory region according to the contents of this read D-SID, and searches the effective (the logical value of DCB is "0") FSL directory entry which exists in a very head position in this sector. Under the present circumstances, as it is shown in drawing 12, the effective FSL directory entry which exists in a very head position is the FSL directory entry 1. The memory controller 102 searches the effective (the logical value of DCB is "0") FAT entry which exists in a very head position in the sector shown by sector ID: (R+1) currently recorded as FT-SID of this FSL directory entry 1. Under the present circumstances, the effective FAT entry which exists in a very head position in the sector shown by this sector ID: (R+1) is the FAT entry 10, as it is shown in drawing 12. Here, the memory controller 102 writes the file F in the sector shown by sector ID: (Q+4) currently recorded as the fat pointer FP of this FAT entry 10, as it is shown in drawing 13. Under the present circumstances, the capacity of the file F is size from the capacity for those with 6 K byte, and one sector (2 K bytes). Then, the memory controller 102 searches the effective

FAT entry which exists in the next of the above-mentioned FAT entry 10. Under the present circumstances, the FAT entry searched is the FAT entry 11, as it is shown in drawing 12. Here, the memory controller 102 writes a continuation of the above-mentioned file F in the sector shown by sector ID: (Q+5) currently recorded as the fat pointer FP of this FAT entry 11, as it is shown in drawing 13. The memory controller 102 searches the effective FAT entry which exists in the next of the above-mentioned FAT entry 11 in order to write in a part for the remainder of the file F (2 K bytes). Under the present circumstances, the FAT entry searched is the FAT entry 12, as it is shown in drawing 12. Here, the memory controller 102 writes a part for the remainder of the above-mentioned file F (2 K bytes) in the sector shown by sector ID: (Q+8) currently recorded as the fat pointer FP of this FAT entry 12, as it is shown in drawing 13.

[0034]Drawing 15 is a figure showing the format at the time of the writing of this file F. As it is shown in drawing 15, a part of file F is written in the sector shown by sector ID: (Q+4), and (Q+5) is recorded on the head position as nSID which shows the relation information on the following sector. this (Q+5) -- the continuation portion of the above-mentioned file F is written in, and (Q+8) is recorded on that head position as nSID which shows the relation information on the following sector by the sector shown. this (Q+8) -- the final part of the above-mentioned file F is written in the sector shown. Since nothing is written in nSID which shows the relation information on the sector of the head position, it is still "0." This shows that the relation to the following sector does not exist as the file F.

[0035]next, as it is shown in drawing 13, the memory controller 102 to "1" the logical value of DCB of the FAT entries 10 and 11 about the above-mentioned file F, and 12 each, [rewrite and] It is shown that the sectors of each shown by sector ID: (Q+4), (Q+5), and (Q+8) became write-in invalidity. Next, the memory controller 102 searches the head of a directory entry where it does not succeed in writing all over the above-mentioned directory region. Under the present circumstances, the directory entry of the head where it does not succeed in writing in the **** state although shown in drawing 12 is the directory entry 5. As it is shown in drawing 13, here the memory controller 102 to this directory entry 5. Sector ID: (Q+4) of the head on the file information (a file name, a file size, a recording date, etc.) about the above-mentioned file F and the flash memory 101 in which this file F is written is recorded.

[0036]Here, as it is shown in drawing 13, the effective FAT entry does not exist in the sector shown by sector ID:R and (R+1) each. under the present circumstances -- it is under [FSL_FAT area] setting -- the head of an effective FAT entry -- sector ID -- : (R+2) -- it is the FAT entry 13 which exists in a sector. Then, the FSL directory entry which has not recorded the memory controller 102 into a FSL directory entry, and exists in the very head is searched. As shown in drawing 13, the FSL directory entry which exists in un-recording and the earliest head in a FSL directory entry is the FSL directory entry 2. Therefore, the memory controller 102 records the above (R+2) as FT-SID of this FSL directory entry 2.

[0037]Like the above, in the control method of the memory by this invention, as shown in drawing 6, the vacant sector (sector which can be written in) in a file area is realized to be linear list structure, and the pointer (fat pointer FP) of the linear list is recorded on a FSL_FAT area. Here, in the case of the writing of a file, as shown in drawing 7 - drawing 10, and drawing 13, a vacant sector is searched sequentially from the head position of the above-mentioned FSL_FAT area, it goes, and a sequential file is written in from this searched sector. Then, it rewrites to the deletion checkbite which shows that it is not logical-value "1", i.e., a vacant sector, about deletion checkbite DCB in the FAT entry which shows the sector in which this file was written. At the time of file deletion, as it is shown in drawing 11 and drawing 12, the file used as the candidate for deletion is deleted, and by this file deletion, the FAT entry about the sector used as a vacant sector is newly created, and this is added to the tail end of a FSL_FAT area, and it goes.

[0038]When securing free regions in order to write in data if memory management is performed as mentioned above, it will be used from the sector which saw serially and remains as free regions for a long time. Since only a specific sector is prevented from being used frequently at the time of renewal of a file according to this control method, it becomes possible to prolong the life of a flash memory.

[0039]he is trying to record the information (nSID) which shows the relation between each sector in a flash memory on the head position of each sector in the control method of the memory by this invention, as shown in drawing 3 - drawing 5, drawing 14, and drawing 15Therefore, since the information which shows the relation between this sector will also be simultaneously eliminated at the time of deletion of a file if a sector is eliminated, as compared with the conventional memory control method which allotted the relation information on each sector to one place, it is avoidable that rewriting concentrates on a specific sector.

[0040]When all the directory entries in the heading sector of a directory region change into the state which

shows invalidity by writing, erasing operation, etc. of a **** file which were mentioned above, Or when the postscript region in this directory region becomes less than prescribed capacity, the memory controller 102 optimizes a directory region to the flash memory 101.
[0041]Optimization operation of the directory region by this memory controller 102 is explained below to optimization of a directory region, referring to drawing 13 and drawing 16. Under the present circumstances, drawing 16 (a) shows the recorded state before optimization of a directory region, and drawing 16 (b) shows an example of the recorded state after optimization, respectively. In an example shown in drawing 16 (a), the directory region before optimization shall comprise three sectors shown by sector ID:Y- (Y+2).
[0042]Here, in optimizing to the state of this drawing 16 (a), first, the memory controller 102 searches a vacant sector out of the free regions of the flash memory 101, and adds this vacant sector to the tail end sector as a directory region. For example, in the state of drawing 13, by referring to a FAT entry in order, the memory controller 102 judges with the sector shown by sector ID: (Q+9) being a vacant sector, and adds this sector as a tail end sector of a directory region. that is, it is shown in drawing 16 (b) at nSID of the sector shown in the state before optimization by sector ID: (Y+2) which was a tail end sector of the directory region -- as (Q+9) -- it describes. The memory controller 102 rewrites DCB of this FAT entry 13 to logical-value"1" that the FAT entry 13 shown in drawing 13 should be made invalid. By this operation, the sector shown by sector ID: (Q+9) serves as a directory region.
[0043]Next, all the effective directory entries which exist in the sector which is shown in the state of drawing 16 (a) by sector ID:Y which was a heading sector of the directory region as for the memory controller 102, As shown in drawing 16 (b), it copies to the sector shown by above-mentioned sector ID: (Q+9). Next, the memory controller 102 eliminates all the information currently recorded in the sector shown by this sector ID:Y, and as it is shown in drawing 16 (b), it makes free regions the sector shown by this sector ID:Y. That is, the memory controller 102 creates the FAT entry which should consider the sector of sector ID:Y as free-regions treatment, and adds this to the tail end of a FSL_FAT area.
[0044]By optimization of this directory region, the heading sector of a directory region turns into a sector shown by sector ID: (Y+1). Therefore, although the memory controller 102 is shown in drawing 3 considering sector ID: (Y+1) which shows the heading sector of this newest directory region as new D-SID, it adds a postscript and goes to the postscript region in a **** hook field.
[0045]If the postscript region in this hook field fills, the memory controller 102 will update a hook field to the flash memory 101. Under the present circumstances, as mentioned above, the hook field is arranged at the sector of sector ID:0 at the time of an initial format.
Updating drawing 17 of a hook field is a figure showing the subroutine flow for updating this hook field.
[0046]In drawing 17, the memory controller 102 memorizes first the newest D-SID recorded on the tail end of the hook field to the built-in register A (not shown) (Step S1). Next, the memory controller 102 eliminates all the contents of record in this hook field (Step S2). Next, the memory controller 102 rerecords the discernment ID and CB on the head of this hook field, respectively, and reads these (Step S3). next, the memory controller 102 judges whether it succeeded in these discernment ID and read-out of each CB normally (step S4). In this step S4, when judged with having succeeded in read-out normally, the memory controller 102 memorizes 9 to a built-in register (not shown) as the pointer (number of bytes) n in which a writing position is shown (Step S5). Next, the memory controller 102 records the newest D-SID memorized to the above-mentioned built-in register A on eye the n byte, and reads this to it (Step S6). That is, D-SID is recorded following the recorded discernment ID and CB. Next, the memory controller 102 judges whether it succeeded in read-out of this D-SID normally (Step S7). In this step S7, when judged with having succeeded in read-out normally, the memory controller 102 escapes from this hook field update routine, and returns to operation of a main routine (it does not explain).
[0047]On the other hand, in this step S7, when judged with not having succeeded in read-out normally, the memory controller 102 is memorized to a built-in register by using as the new pointer n what added 4 bytes to the above-mentioned pointer n (Step S8). Next, the memory controller 102 judges whether the pointer n is size from all the number-of-bytes N of hook area size, i.e., one sector, (step S9). In this step S9, when it judges that the pointer n is not size rather than all the number-of-bytes N of one sector, the memory controller 102 returns to operation of the above-mentioned step S6. On the other hand, in this step S9, when it judges that the pointer n is size rather than all the number-of-bytes N of one sector, the memory controller 102 eliminates all the contents of record of this sector (Step S10). after the end of this step S10, or in the above-mentioned step S4, when judged with not having succeeded in discernment ID and read-out of each CB normally, the memory controller 102 shifts to execution of a hook field evacuation routine (Step S11). That is, since it is thought in

this case that the sector currently assigned to the hook field is a bad sector, the memory controller 102 shifts to execution of the hook field evacuation routine like the following so that it may evacuate a hook field to another sector.

[0048]Drawing 18 is a figure showing this hook field evacuation routine. In drawing 18, first, the memory controller 102 searches for a vacant sector based on the contents of record of a FSL_FAT area, and elects it as a sector which should make this a new hook field (Step S22). Next, the memory controller 102 memorizes 1 to a built-in register (not shown) as the pointer n (Step S23). Next, the memory controller 102 records sector ID of this election sector on eye n byte of a bad sector, and reads this to it. The memory controller 102 records the data which carried out bit flipping of sector ID of this election sector on the byte (n+4) eye of this bad sector, and reads this to it (Step S24). Next, the memory controller 102 judges whether it succeeded in read-out by this step S24 normally (Step S25). In this step S25, when judged with not having succeeded in read-out normally, the memory controller 102 records data other than the bit-flipping data of sector ID of this election sector on the byte (n+4) eye of the above-mentioned bad sector, and reads this to it (Step S26). Next, the memory controller 102 judges whether it succeeded in read-out by this step S26 normally (Step S27). In this step S27, when judged with having succeeded in read-out normally, the memory controller 102 is memorized to a built-in register by using as the new pointer n what added 8 bytes to the above-mentioned pointer n (Step S28). Next, the memory controller 102 judges whether the pointer n is smallness from all the number-of-bytes N of one sector (Step S29). In this step S29, when it judges that the pointer n is smallness rather than all the number-of-bytes N of one sector, the memory controller 102 returns to operation of the above-mentioned step S24. When it judges that the pointer n is size rather than all the number-of-bytes N of one sector in this step S9 on the other hand, Or in the above-mentioned step S27, when judged with not having succeeded in read-out normally, the memory controller 102 notifies CPU11 shown in drawing 1 that shunting operation of the hook field went wrong (Step S30).

[0049]That is, if discernment ID in a hook field is sector ID in which this hook field exists and it is the value in which CB reversed all the bits of this sector ID, this hook field is normal and D-SID is recorded normally. For example, if discernment ID of the hook field in sector ID:0 is "00000000" (HEX) and CB is "FFFFFFFF" (HEX), this hook field is normal and D-SID is recorded on 4 bytes which continues after CB.

[0050]If discernment ID in a hook field is a value from which sector ID in which this hook field exists differs and it is the value in which CB reversed all the bits of this value, This hook field is a bad sector and having evacuated the contents of the hook field to the sector of sector ID which this discernment ID shows is shown. For example, if discernment ID of the hook field in sector ID:0 is "00000010" (HEX) and CB is "FFFFFFEF" (HEX), this sector is poor and having evacuated the contents of the hook field to sector ID:"10" (HEX) is shown.

[0051]If all the bits of the discernment ID and CB in a hook field cannot be respectively found in inversion relation mutually, it is poor and these 8 bytes of thing without a meaning is shown. Therefore, the following 8 bytes are investigated as the discernment ID and CB, and repeat execution of the **** inspection again mentioned above is carried out. If 8 bytes of field which is in inversion relation mutually (it is not poor) is not detected even if the sector of this hook field is completed, it means that evacuation of the sector had gone wrong.

[0052]When all the FAT entries in the renewal of a FSL_FAT area, in addition the heading sector of a FSL_FAT area change into the state which shows invalidity, the memory controller 102 updates a FSL_FAT area to the flash memory 101. For example, in the state of drawing 13, all the FAT entries 0-5 in the heading sector (sector ID:R) of a FSL_FAT area are in the state which shows invalidity. Therefore, the memory controller 102 eliminates all the information currently recorded on the sector shown by this sector ID:R, and makes this sector free regions. That is, the memory controller 102 creates the FAT entry which should consider the sector of sector ID:R as free-regions treatment, and adds this to the tail end of a FSL_FAT area.

[0053]When the elimination field in the final sector of a FSL_FAT area is completely lost, the memory controller 102 searches a vacant sector out of the free regions of the flash memory 101, and adds this vacant sector as a tail end sector of a FSL_FAT area. For example, in the state of drawing 13 the memory controller 102, By referring to the FAT entry in a FSL_FAT area in order, it judges with the sector shown by sector ID: (Q+9) being a vacant sector, and this sector is added as a tail end sector of a FSL_FAT area. That is, (Q+9) is described to nSID of the sector shown in the state before updating by sector ID: (R+2) which was a tail end sector of the FSL_FAT area. furthermore -- although the memory controller 102 is shown in drawing 13 -- as FT-SID of the **** FSL directory entry 3 -- a heading sector -- being shown (R+2) -- it records. Under the present

circumstances, DCB of the FSL directory entry 2 is rewritten to logical-value"1."
[0054]Since the number of erase times of a sector can be reduced according to the optimization operation to a hook field, a directory region, and the FSL_FAT areas of each like the above, validating the record section in the flash memory 101, it becomes possible to prolong the life of the flash memory 101. When optimizing each above-mentioned field, the elimination unit of the contents of record was used as one sector, but the effect same also as an elimination unit is acquired in the integral multiple of not only this but erase blocks.
[0055]Although the flash memory was used as a storage with the gestalt of this example, the invention in this application becomes effective to the memory which has restriction in writing frequencies in short.

[Translation done.]

* NOTICES *

1.This document has been translated by computer. So the translation may not reflect the original precisely.
2.**** shows the word which can not be translated.
3.In the drawings, any words are not translated.

DESCRIPTION OF DRAWINGS

[Brief Description of the Drawings]
[Drawing 1]It is a figure showing an example of the composition of an information processor.
[Drawing 2]It is a figure showing the initial logical format of the flash memory 101.
[Drawing 3]It is a figure showing the initial format of a hook field.
[Drawing 4]It is a figure showing the initial format of a directory region.
[Drawing 5]It is a figure showing the initial format of a FSL_FAT area.
[Drawing 6]It is a figure showing an example of the state shift of the flash memory 101 by the control method of the memory of this invention.
[Drawing 7]It is a figure showing an example of the state shift of the flash memory 101 by the control method of the memory of this invention.
[Drawing 8]It is a figure showing an example of the state shift of the flash memory 101 by the control method of the memory of this invention.
[Drawing 9]It is a figure showing an example of the state shift of the flash memory 101 by the control method of the memory of this invention.
[Drawing 10]It is a figure showing an example of the state shift of the flash memory 101 by the control method of the memory of this invention.
[Drawing 11]It is a figure showing an example of the state shift of the flash memory 101 by the control method of the memory of this invention.
[Drawing 12]It is a figure showing an example of the state shift of the flash memory 101 by the control method of the memory of this invention.
[Drawing 13]It is a figure showing an example of the state shift of the flash memory 101 by the control method of the memory of this invention.
[Drawing 14]It is a figure showing an example of the preservation gestalt of the file A.
[Drawing 15]It is a figure showing an example of the preservation gestalt of the file F.
[Drawing 16]It is a figure for explaining optimization operation of a directory region.
[Drawing 17]It is a figure showing the subroutine flow based on the updating operation of a hook field.
[Drawing 18]It is a figure showing the subroutine flow based on the saving operation of a hook field.
[Description of Notations in the Main Part]
10 Memory storage
101 Flash memory

102 Memory controller

[Translation done.]

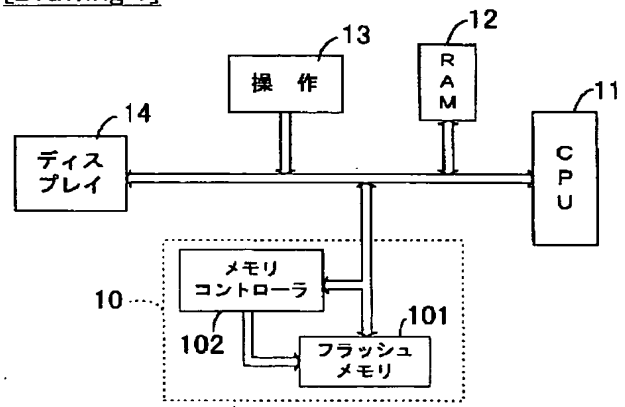
* NOTICES *

JPO and INPIT are not responsible for any
damages caused by the use of this translation.

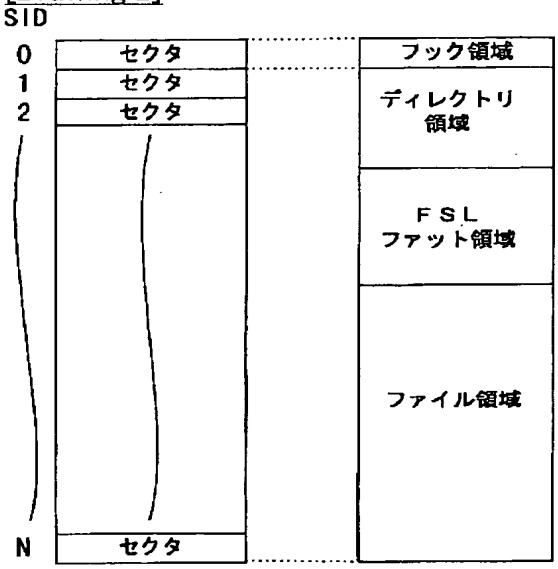
1.This document has been translated by computer. So the translation may not reflect the original precisely.
2.**** shows the word which can not be translated.
3.In the drawings, any words are not translated.

DRAWINGS

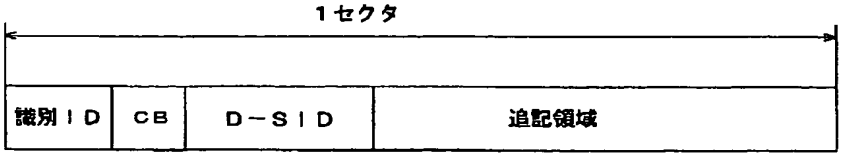
[Drawing 1]



[Drawing 2]



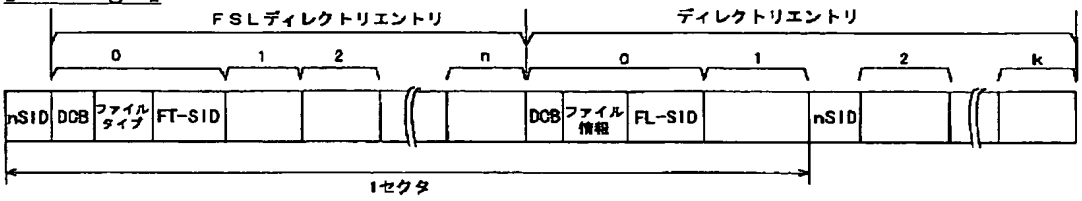
[Drawing 3]



フック領域
初期フォーマット

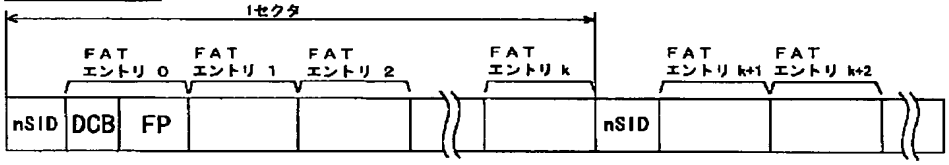
CB：セクタチェックバイト
Ｄ－ＳＩＤ：ディレクトリ領域先頭ＳＩＤ

[Drawing 4]



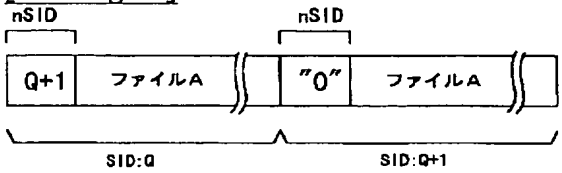
ディレクトリ領域
初期フォーマット

[Drawing 5]

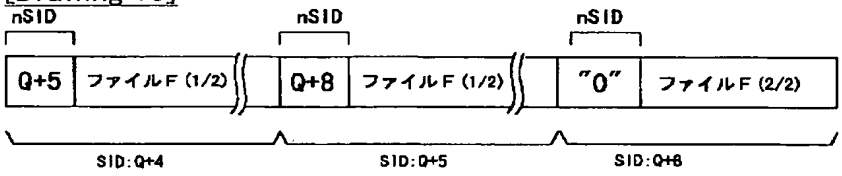


ＦＳＬ_ＦＡＴ領域
初期フォーマット

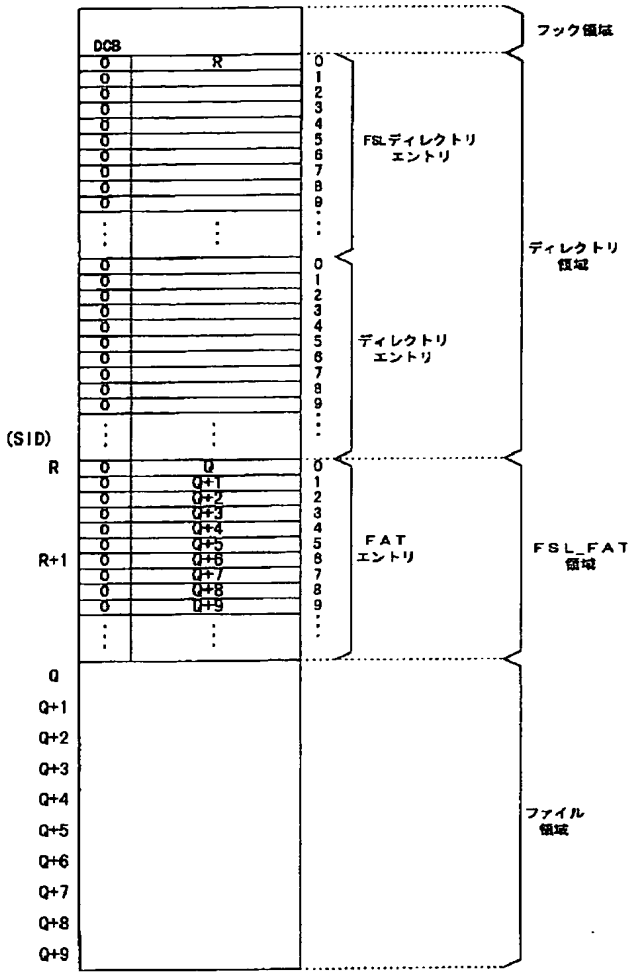
[Drawing 14]



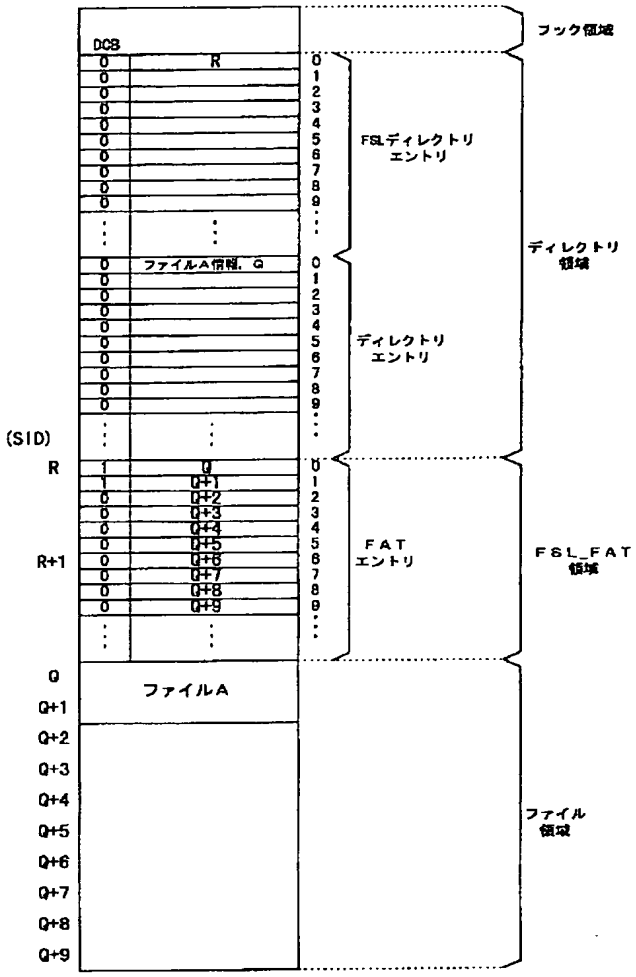
[Drawing 15]



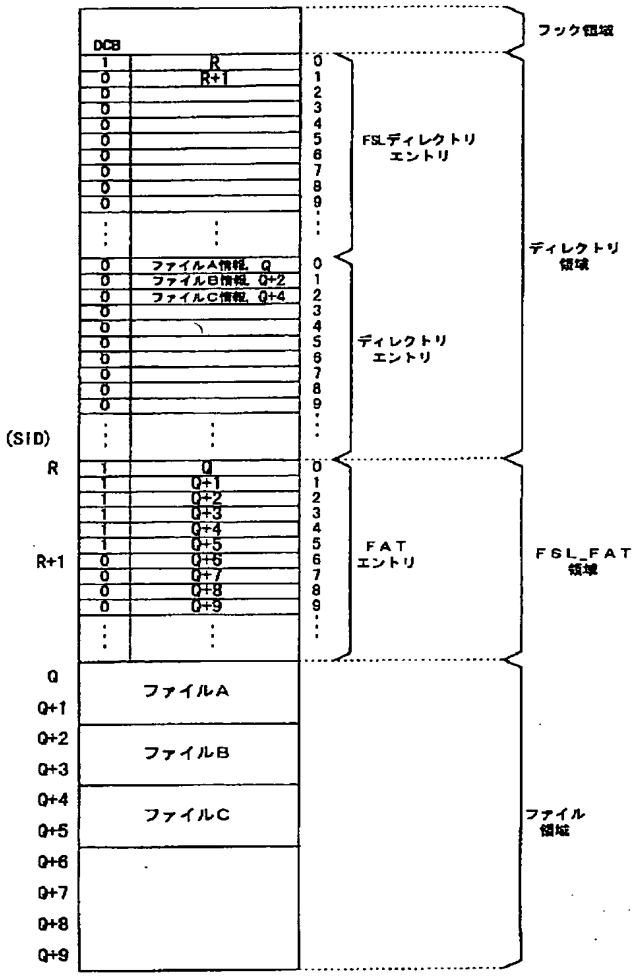
[Drawing 6]


フック領域
DCB
R
FSLディレクトリ
エントリ
ディレクトリ
領域
ディレクトリ
エントリ
(SID)
R
R+1
Q
Q+1
Q+2
Q+3
Q+4
Q+5
Q+6
Q+7
Q+8
Q+9
FAT
エントリ
FSL_FAT
領域
Q
Q+1
Q+2
Q+3
Q+4
Q+5
Q+6
Q+7
Q+8
Q+9
ファイル
領域

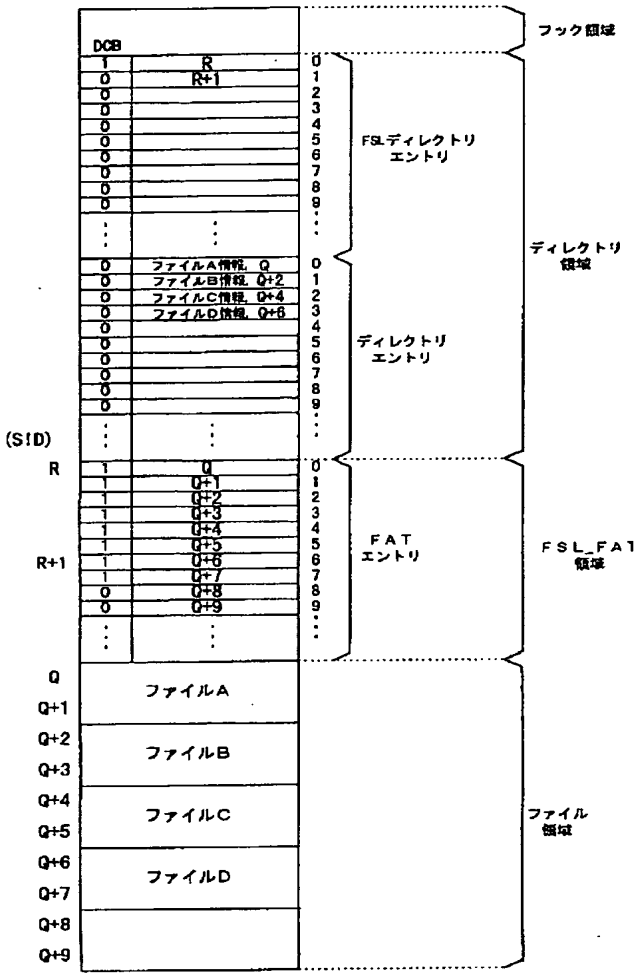
[Drawing 7]


フック領域
DCB
R
FSLディレクトリ
エントリ
ディレクトリ
領域
ファイルA情報, Q
ディレクトリ
エントリ
(SID)
R
Q
Q+1
Q+2
Q+3
Q+4
Q+5
Q+6
Q+7
Q+8
Q+9
FAT
エントリ
FSL_FAT
領域
ファイルA
ファイル
領域

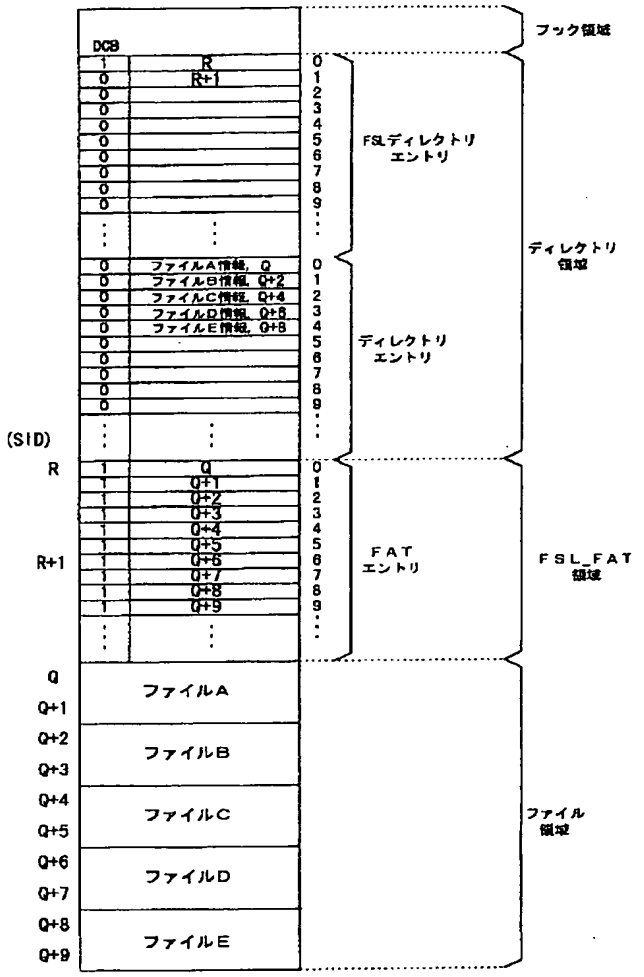
[Drawing 8]


フック領域
DCB
R
R+1
FSLディレクトリ
エントリ
ファイルA情報 Q
ファイルB情報 Q+2
ファイルC情報 Q+4
ディレクトリ
エントリ
ディレクトリ
領域
(SID)
R
R+1
Q
Q+1
Q+2
Q+3
Q+4
Q+5
Q+6
Q+7
Q+8
Q+9
FAT
エントリ
FSL_FAT
領域
ファイルA
ファイルB
ファイルC
ファイル
領域

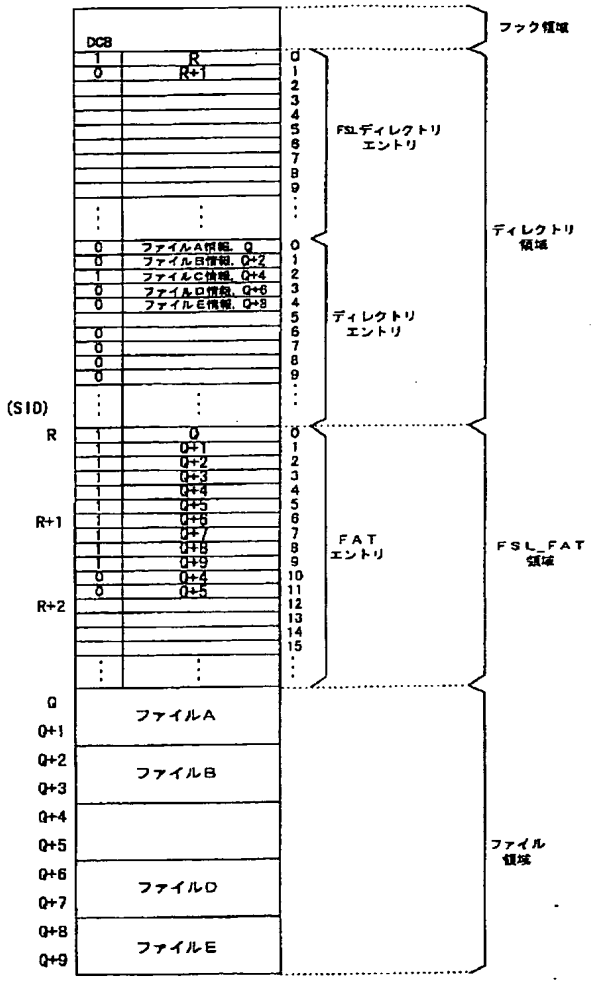
[Drawing 9]


フック領域
DCB
R
R+1
FSLディレクトリ
エントリ
ディレクトリ
領域
ファイルA情報, Q
ファイルB情報, Q+2
ファイルC情報, Q+4
ファイルD情報, Q+6
ディレクトリ
エントリ
(SID)
R
R+1
Q
Q+1
Q+2
Q+3
Q+4
Q+5
Q+6
Q+7
Q+8
Q+9
FAT
エントリ
FSL_FAT
領域
ファイルA
ファイルB
ファイルC
ファイルD
ファイル
領域

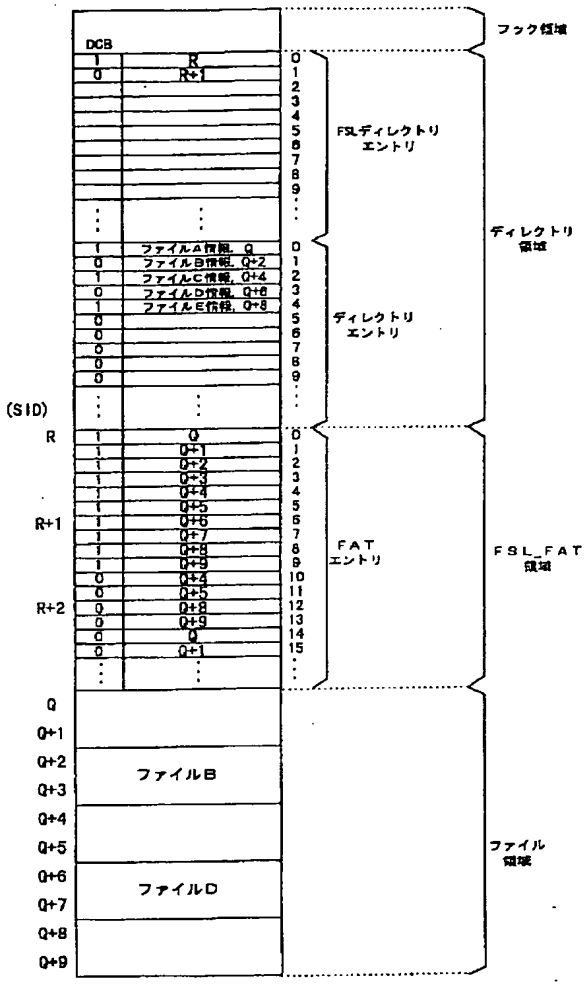
[Drawing 10]


ブック領域
DCB
R
R+1
FSLディレクトリ
エントリ
ディレクトリ
領域
ファイルA情報, Q
ファイルB情報, Q+2
ファイルC情報, Q+4
ファイルD情報, Q+6
ファイルE情報, Q+8
ディレクトリ
エントリ
(SID)
R
Q
Q+1
Q+2
Q+3
Q+4
Q+5
Q+6
Q+7
Q+8
Q+9
FAT
エントリ
FSL_FAT
領域
ファイルA
ファイルB
ファイルC
ファイルD
ファイルE
ファイル
領域

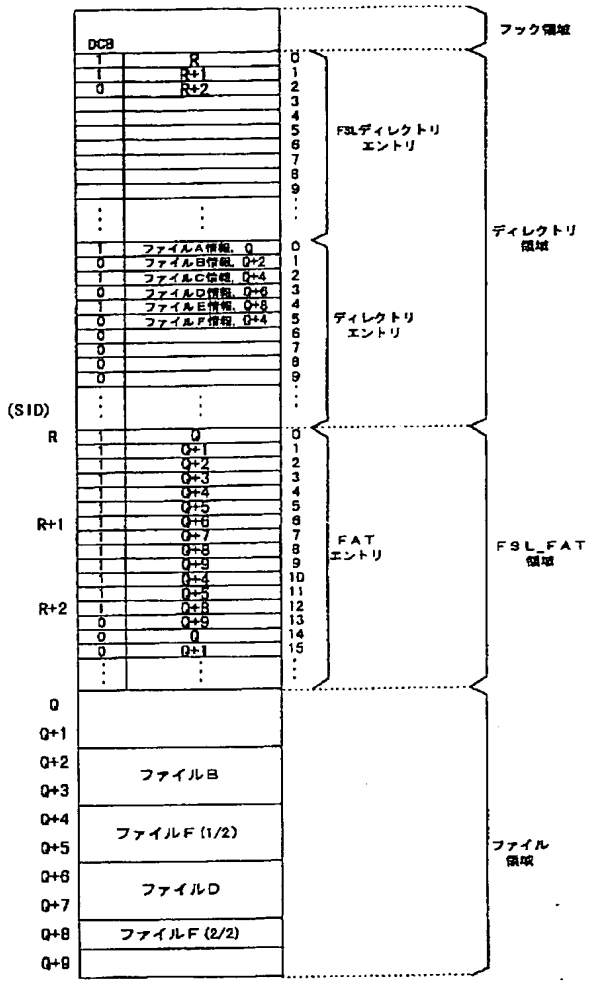
[Drawing 11]


ブック領域
DCB
R
R+1
FSLディレクトリ
エントリ
ディレクトリ
領域
ファイルA情報, Q
ファイルB情報, Q+2
ファイルC情報, Q+4
ファイルD情報, Q+6
ファイルE情報, Q+8
ディレクトリ
エントリ
(SID)
R
R+1
R+2
FAT
エントリ
FSL_FAT
領域
Q
Q+1
Q+2
Q+3
Q+4
Q+5
Q+6
Q+7
Q+8
Q+9
ファイルA
ファイルB
ファイルD
ファイルE
ファイル
領域

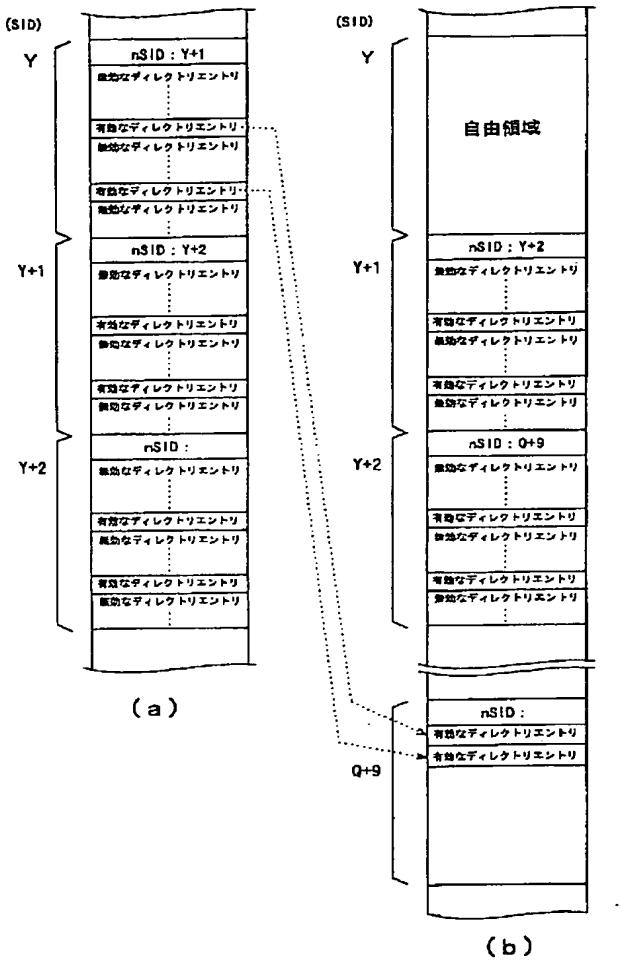
[Drawing 12]


フック領域
DCB
R
R+1
FSLディレクトリ
エントリ
ディレクトリ
領域
ファイルA情報, Q
ファイルB情報, Q+2
ファイルC情報, Q+4
ファイルD情報, Q+6
ファイルE情報, Q+8
ディレクトリ
エントリ
(SID)
R
R+1
R+2
Q
FAT
エントリ
FSL_FAT
領域
Q
Q+1
Q+2
Q+3
Q+4
Q+5
Q+6
Q+7
Q+8
Q+9
ファイルB
ファイルD
ファイル
領域

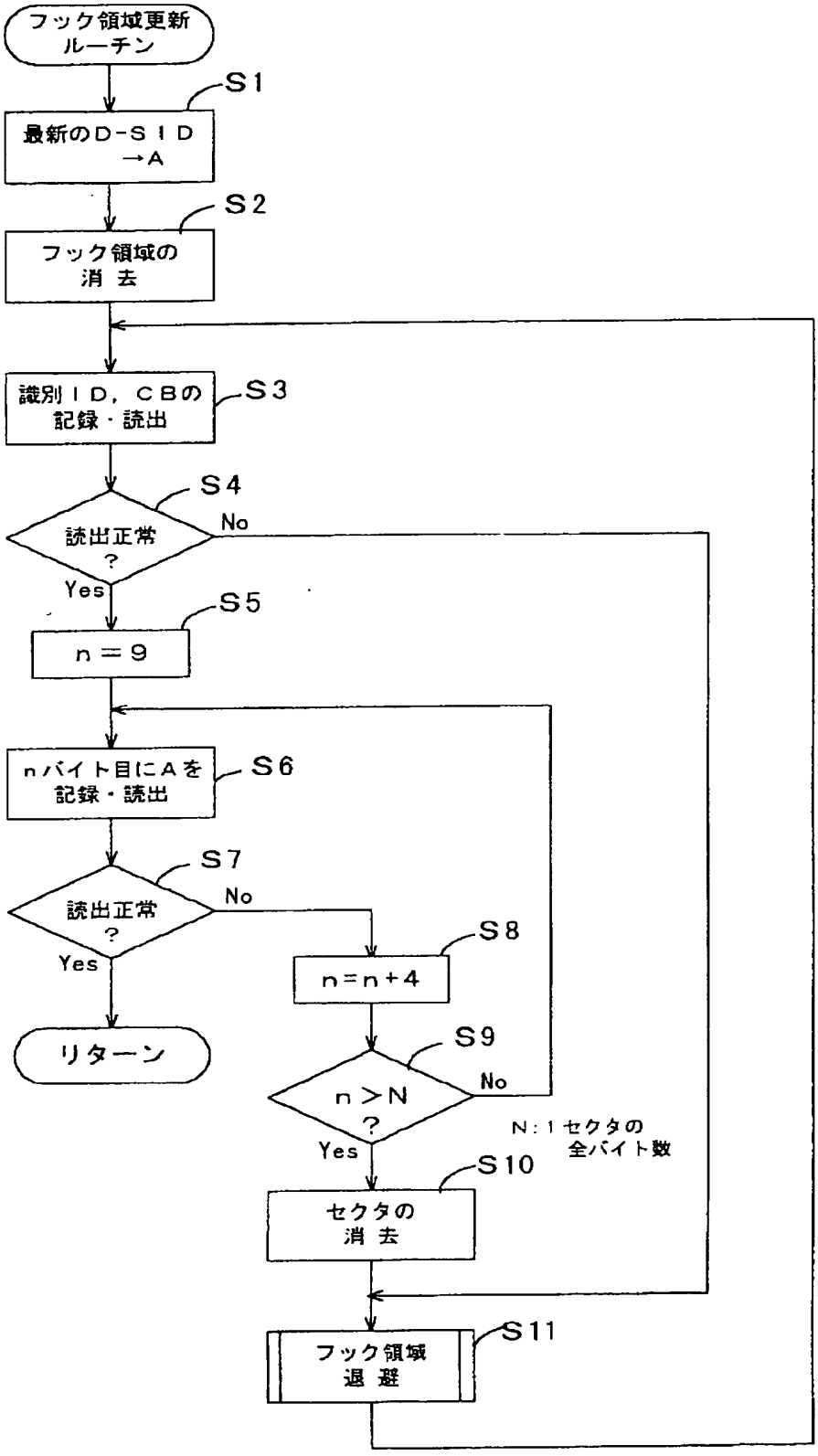
[Drawing 13]


フック領域
DCB
R
R+1
R+2
FSLディレクトリ
エントリ
ディレクトリ
領域
ファイルA情報, Q
ファイルB情報, Q+2
ファイルC情報, Q+4
ファイルD情報, Q+6
ファイルE情報, Q+8
ファイルF情報, Q+4
ディレクトリ
エントリ
(SID)
R
R+1
R+2
Q
Q+1
Q+2
Q+3
Q+4
Q+5
Q+6
Q+7
Q+8
Q+9
Q+1
FAT
エントリ
FSL_FAT
領域
Q
Q+1
Q+2
Q+3
Q+4
Q+5
Q+6
Q+7
Q+8
Q+9
ファイルB
ファイルF (1/2)
ファイルD
ファイルF (2/2)
ファイル
領域

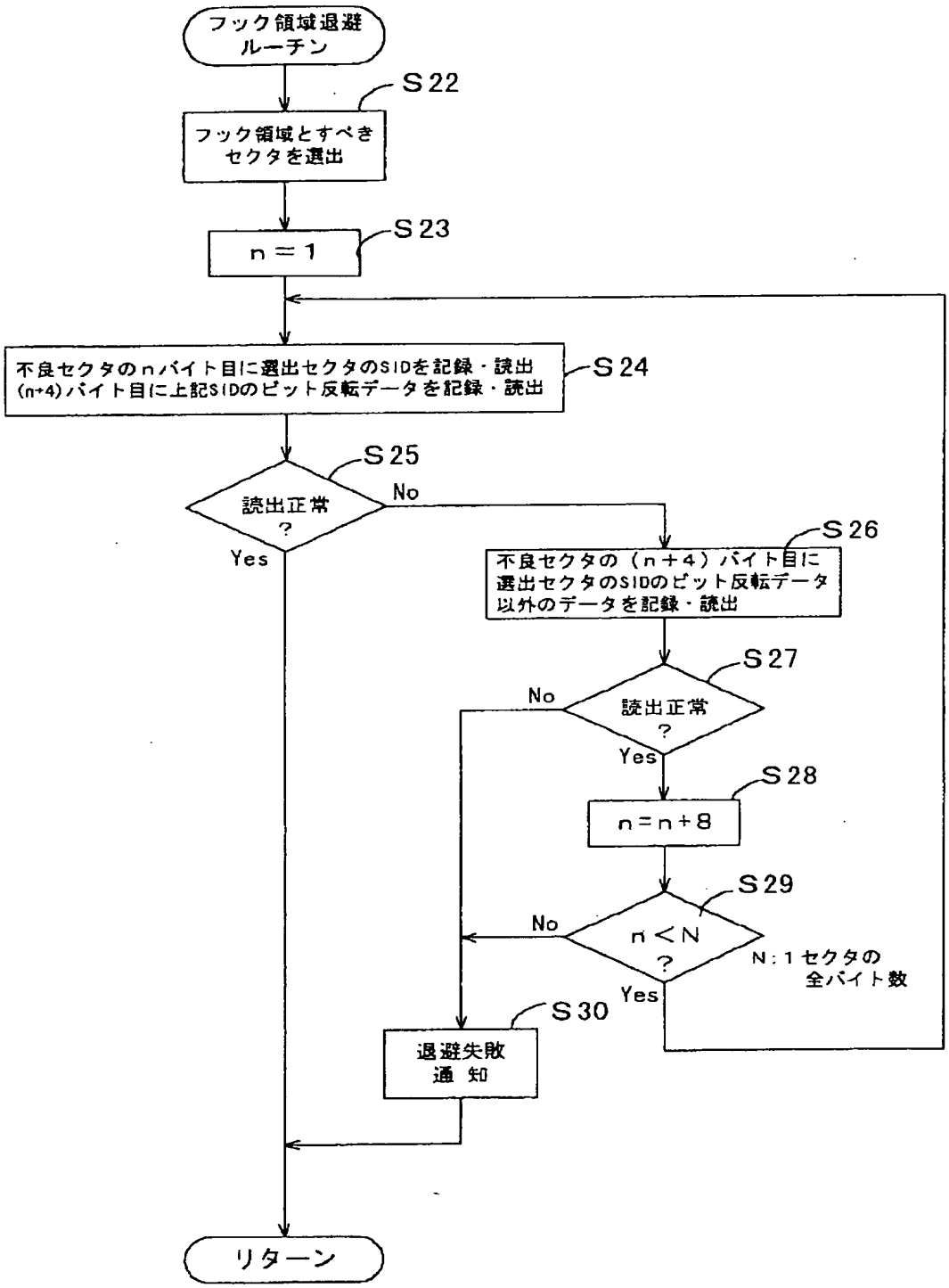
[Drawing 16]


(SID)
Y
nSID : Y+1
有効なディレクトリエントリ
無効なディレクトリエントリ
有効なディレクトリエントリ
無効なディレクトリエントリ
Y+1
nSID : Y+2
無効なディレクトリエントリ
有効なディレクトリエントリ
無効なディレクトリエントリ
有効なディレクトリエントリ
無効なディレクトリエントリ
Y+2
nSID :
無効なディレクトリエントリ
有効なディレクトリエントリ
無効なディレクトリエントリ
有効なディレクトリエントリ
無効なディレクトリエントリ
(a)
(SID)
Y
自由領域
Y+1
nSID : Y+2
無効なディレクトリエントリ
有効なディレクトリエントリ
無効なディレクトリエントリ
有効なディレクトリエントリ
無効なディレクトリエントリ
Y+2
nSID : Q+9
無効なディレクトリエントリ
有効なディレクトリエントリ
無効なディレクトリエントリ
有効なディレクトリエントリ
無効なディレクトリエントリ
nSID :
有効なディレクトリエントリ
有効なディレクトリエントリ
Q+9
(b)

[Drawing 17]


フック領域更新ルーチン
S1
最新のD-SID→A
S2
フック領域の消去
識別ID，CBの記録・読出
S3
S4
読出正常？
No
Yes
S5
n＝9
nバイト目にAを記録・読出
S6
S7
読出正常？
No
Yes
S8
n=n+4
リターン
S9
n＞N？
No
Yes
N：1セクタの全バイト数
S10
セクタの消去
フック領域退避
S11

[Drawing 18]



[Translation done.]

(19)日本国特許庁（ＪＰ）　(12)公開特許公報（Ａ）　(11)特許出願公開番号

特開平10－289144

(43)公開日　平成10年(1998)10月27日

(51)Int.Cl.*	識別記号	ＦＩ	
Ｇ０６Ｆ　12/00	５４０	Ｇ０６Ｆ　12/00	５４０
12/16	３１０	12/16	３１０Ｑ

審査請求　未請求　請求項の数８　ＯＬ　（全 18 頁）

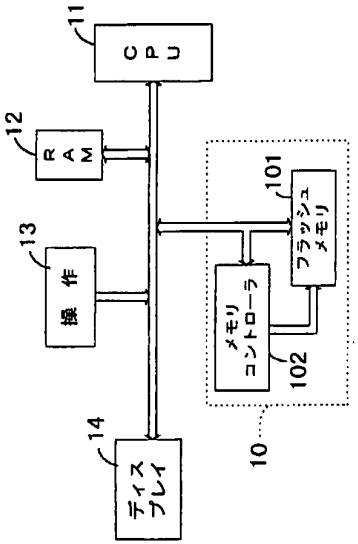
(21)出願番号　特願平9－92668

(22)出願日　平成９年(1997)４月11日

(71)出願人　000005016
パイオニア株式会社
東京都目黒区目黒１丁目４番１号
(72)発明者　中村　毅
埼玉県鶴ヶ島市富士見６丁目１番１号パイオニア株式会社総合研究所内
(74)代理人　弁理士　藤村　元彦

(54)【発明の名称】　メモリの制御方法

(57)【要約】
【課題】　メモリの使用寿命を延ばすことが出来るメモリの制御方法を提供することを目的とする。
【解決手段】　セクタの各々が空きセクタであるか否かを示すファットエントリをメモリのファット領域中に記録しておき、ファイルの書込時には、上記ファット領域の先頭から順に空きセクタであることを示すファットエントリを検索してこの検索ファットエントリによって示されるセクタにファイルの書込みを行うと共に、上記検索ファットエントリを、空きセクタではないことを示すファットエントリに書き換える。ファイルの消去時には、削除対象となったファイルを削除すると共に、このファイル削除によって空きセクタとなったセクタに関するファットエントリを新たに作成してこれを上記ファット領域の最後尾に記録する。



1

【特許請求の範囲】
【請求項１】　各々が所定記録容量からなる複数のセクタにてメモリの記録領域を区分けし前記セクタ単位にて前記メモリの制御を行う方法であって、
前記セクタの各々が空きセクタであるか否かを示すファットエントリを前記メモリのファット領域中に記録しておき、
ファイルの書込時には、前記ファット領域の先頭から順に空きセクタであることを示すファットエントリを検索してこの検索ファットエントリによって示されるセクタに前記ファイルの書込みを行うと共に、前記検索ファットエントリを空きセクタではないことを示すファットエントリに書き換え、
ファイルの消去時には、削除対象となったファイルを削除すると共に、前記ファイルの削除によって空きセクタとなったセクタに関するファットエントリを新たに作成してこれを前記ファット領域の最後尾に記録することを特徴とするメモリの制御方法。
【請求項２】　前記ファット領域中に記録されているファットエントリの内で空きセクタであることを示しかつ最も先頭位置に存在しているファットエントリが記録されているセクタを示す先頭セクタ情報を記録しておき、ファイルの書込時には、前記先頭セクタ情報によって示されるセクタ位置から空きセクタであることを示すファットエントリを検索することを特徴とする請求項１記載のメモリの制御方法。
【請求項３】　前記ファット領域の先頭セクタ中に記録されている全てのファットエントリが空きセクタではないことを示す場合には、前記先頭セクタの記録内容を全て消去して該先頭セクタを書込可能な自由領域とすることを特徴とする請求項１記載のメモリの制御方法。
【請求項４】　前記メモリには、前記ファイル各々に関するファイル情報及び前記ファット領域の先頭セクタの位置を示す情報が記録されるディレクトリ領域と、前記ディレクトリ領域の先頭セクタの位置を示す情報が記録されるフック領域とが記録形成されることを特徴とする請求項１記載のメモリの制御方法。
【請求項５】　前記フック領域に対応したセクタが不良セクタとなった場合には、前記ファット領域中から空きセクタを検索してこの空きセクタの位置を示す情報を前記不良セクタに記録すると共に該不良セクタに記録されていた記録内容を前記空きセクタに記録することにより、前記フック領域を前記空きセクタに退避することを特徴とする請求項１及び４記載のメモリの制御方法。
【請求項６】　前記各領域には夫々のセクタ間の繋がりを示す情報が記録されることを特徴とする請求項１、２、３、４又は５に記載のメモリの制御方法。
【請求項７】　前記メモリは、書き込み回数に制限がある記憶媒体であることを特徴とする請求項１記載のメモリの制御方法。

2

【請求項８】　前記メモリは、フラッシュメモリであることを特徴とする請求項１記載のメモリの制御方法。
【発明の詳細な説明】
【０００１】
【発明の属する技術分野】本発明は、メモリの制御方法に関する。
【０００２】
【従来の技術】パーソナルコンピュータ等の情報処理装置には、プログラム実行過程において使用されるＲＡＭ（ランダムアクセスメモリ）の他に、各種アプリケーションソフトを記憶しておく為の記憶装置が設けられている。この種の記憶装置としては、電源遮断後もその記憶内容を保持しておく必要がある為、その記憶媒体として磁気記録ディスクを用いたハードディスク装置が採用されていた。
【０００３】ところが、近年、上記記憶装置の高速アクセス化に伴い、上記磁気記録ディスクに代わり、フラッシュメモリの如き書込自在な不揮発性半導体メモリを用いる試みが為されている。フラッシュメモリは、そのメモリセルのゲート領域に高電圧を印加することにより、かかるゲート領域に電荷を形成させてデータの書き込み記憶を行うものである。
【０００４】しかしながら、フラッシュメモリにおいては、１つのメモリセルに上記の如き書き込みが集中すると、半導体自体の特性劣化が生じて、そのメモリセルが破壊してしまうという問題を抱えている。
【０００５】
【発明が解決しようとする課題】本発明は、かかる問題を解決せんとして為されたものであり、メモリの使用寿命を延ばすことが出来るメモリの制御方法を提供することを目的とする。
【０００６】
【課題を解決するための手段】本発明によるメモリの制御方法は、各々が所定記録容量からなる複数のセクタにてメモリの記録領域を区分けし、前記セクタ単位にて前記メモリの制御を行う方法であって、前記セクタの各々が空きセクタであるか否かを示すファットエントリを前記メモリのファット領域中に記録しておき、ファイルの書込時には、前記ファット領域の先頭から順に空きセクタであることを示すファットエントリを検索してこの検索ファットエントリによって示されるセクタに前記ファイルの書込みを行うと共に、前記検索ファットエントリを空きセクタではないことを示すファットエントリに書き換え、ファイルの消去時には、削除対象となったファイルを削除すると共に、前記ファイルの削除によって空きセクタとなったセクタに関するファットエントリを新たに作成してこれを前記ファット領域の最後尾に記録することを特徴とする。
【０００７】
【発明の実施の形態】図１は、情報処理装置の構成の一

例を示す図である。図１において、記憶装置１０は、電源遮断後もその記憶内容を保持しておくことが出来る書込自在なフラッシュメモリ１０１、及びかかるフラッシュメモリ１０１に対して書込及び読出制御を行うメモリコントローラ１０２から構成される。

【０００８】図２は、かかるフラッシュメモリ１０１の初期論理フォーマットを示す図である。図２に示されるが如く、その初期状態においてフラッシュメモリ１０１の記憶領域は、フック領域、ディレクトリ領域、ＦＳＬ(Free Storage List)_ＦＡＴ領域、及びファイル領域なる４つの領域に区分されている。かかるフラッシュメモリ１０１に対するアクセスは、各々が重複しないＳＩＤ（セクタＩＤ）０～Ｎにて示されるセクタ単位にて実施され、上記フック領域は、その初期論理フォーマット時においてＳＩＤ＝０のセクタに割り当てられる。

【０００９】尚、以下の説明においてフラッシュメモリ１０１は、初期化またはデータ消去された状態では、全てのビットが論理値"０"になるものとする。又、データ消去は、ブロック単位でしかできないが、消去ビットへの書き込み（"０"→"１"）は、ワード単位（所定ビット数）にて可能であるとする。図３は、上記フック領域の初期論理フォーマット時におけるメモリフォーマットを示す図である。

【００１０】図３において、かかるフック領域の先頭部には、この１セクタがフック領域であることを示す識別ＩＤ、及びこのフック領域に割り当てられたセクタが正常であるか否かを示すセクタチェックバイトＣＢが記録される。更に、上記ディレクトリ領域の先頭のセクタＩＤを示すＤ－ＳＩＤが記録され、その後に、追記領域が配置されている。かかる追記領域は、上記Ｄ－ＳＩＤが新たなものに更新された場合に、この最新のＤ－ＳＩＤを順次追記して行く為に設けられている。

【００１１】尚、本実施例の形態では、識別ＩＤにはフック領域の存在するセクタＩＤを書き込み、ＣＢには識別ＩＤの全ビットを反転した値を書き込むものとする。図４は、図２に示されるディレクトリ領域の初期論理フォーマット時におけるメモリフォーマットを示す図である。図４に示されるが如く、ディレクトリ領域には、ＦＳＬディレクトリエントリ０～ｎ、並びにディレクトリエントリ０～ｋが形成されている。

【００１２】ＦＳＬディレクトリエントリ０～ｎの各々には、このＦＳＬディレクトリエントリが有効なものであるか否かを示すデリートチェックバイトＤＣＢ、ファイルタイプ及びＦＳＬ_ＦＡＴ領域中において最も先頭位置に存在する有効なＦＡＴエントリ（後述する）が記録されているセクタを示すセクタＩＤとして、ＦＴ－ＳＩＤが記録される。尚、初期論理フォーマット時、及びデータが消去された後においては、ＦＳＬディレクトリエントリ０～ｎ各々のデリートチェックバイトＤＣＢの全てのビットは、"有効"であることを示す論理値"０"となっている。すなわち、消去又は初期化後、データが何も書き込まれていない状態の時に、"有効"となるのである。

【００１３】一方、ディレクトリエントリ０～ｋの各々には、このディレクトリエントリが有効なものであるか否かを示すデリートチェックバイトＤＣＢ、図２のファイル領域に書込まれたファイルに関するファイル情報（ファイル名、ファイルサイズ、ファイルタイプ、記録日時等）、並びに、このファイルが記録されているフラッシュメモリ１０１上の先頭のセクタＩＤを示すＦＬ－ＳＩＤが記録される。尚、初期論理フォーマット時、及びデータ消去後においては、ディレクトリエントリ０～ｋ各々のデリートチェックバイトＤＣＢの全てのビットは、"有効"であることを示す論理値"０"になっている。すなわち、初期化又はデータ消去された後、データが何も書き込まれていない状態の時に"有効"となるのである。

【００１４】又、ディレクトリ領域の先頭部には、この領域内でのセクタの繋がり情報を示すｎＳＩＤが記録される。この際、全ての記録容量が１セクタ分を越える度に、図４に示されるが如く、１セクタ分毎にその先頭部にセクタ繋がり情報としてのｎＳＩＤを記録する。尚、前述したＦＳＬディレクトリエントリ及びディレクトリエントリ中のファイルタイプとは、ディレクトリエントリが示すファイル、あるいはサブディレクトリの属性、及びそのエントリがＦＳＬディレクトリエントリであるかディレクトリエントリであるかを示す情報である。

【００１５】例えば、ディレクトリエントリによって指し示される先が書き込み禁止のサブディレクトリであれば、その属性、及びこのエントリがディレクトリエントリであることを示す情報がファイルタイプとして書き込まれることになる。従って、図４の説明では、ディレクトリ領域内を明確にＦＳＬディレクトリエントリとディレクトリエントリとに区分けしたが、実際使用する場合には、夫々のエントリの種類はエントリ内に記録されるフィルタイプよりその属性を知ることができる。すなわち、ＦＳＬディレクトリエントリ、及びディレクトリエントリ各々の領域を明確に区分けする必要はない。この場合、ディレクトリ領域内でＦＳＬディレクトリエントリとディレクトリエントリとが明確に区分けされていなくとも、各セクタの繋がり先は夫々のｎＳＩＤにより分かる。

【００１６】図５は、図２に示されるＦＳＬ_ＦＡＴ領域の初期論理フォーマット時におけるメモリフォーマットを示す図である。かかるＦＳＬ_ＦＡＴ領域には、フラッシュメモリ１０１に存在する自由領域（書込可能なセクタの集合）中における各セクタＩＤを示すファットポインタＦＰ、及びこのファットポインタＦＰによって示されるセクタが空きセクタであるか否かを示すデリートチェックバイトＤＣＢからなるＦＡＴエントリが形成

される。かかるＦＡＴエントリは、このフラッシュメモリ１０１における自由領域中の全てのセクタに対応して設けられる。この際、上記デリートチェックバイトＤＣＢの全てのビットが、空きセクタであることを示す論理値"０"である場合、このＦＡＴエントリは"有効"なＦＡＴエントリであるとする。又、かかるＦＳＬ_ＦＡＴ領域の先頭部には、この領域内でのセクタの繋がり情報を示すｎＳＩＤが記録される。尚、全てのＦＡＴエントリの容量が１セクタ分の容量を越える場合には、図５に示されるが如く、１セクタ分毎にその先頭部にセクタ繋がり情報としてのｎＳＩＤを記録する。かかるｎＳＩＤには、このセクタの次に繋がるセクタのＳＩＤが示されている。

【００１７】尚、上述した如き各領域（ディレクトリ領域、ＦＳＬ_ＦＡＴ領域、ファイル領域）は連続して配列されていなくても、各セクタのｎＳＩＤによって次に繋がるべきセクタを知ることが出来る。つまり、論理的には連続した領域として扱うことが出来るのである。上記の如きフラッシュメモリ１０１のファイル領域には、各種アプリケーションプログラム、及び情報ファイル等が記憶される。更に、フラッシュメモリ１０１のファイル領域には、予め、本発明によるメモリの制御方法が適用されたオペレーティングシステム（以下、ＯＳと称する）プログラムが記憶されている。

【００１８】電源投入に応じて上記ＯＳプログラムは、かかるフラッシュメモリ１０１から読み出されてＲＡＭ（ランダムアクセスメモリ）１２の所定領域に書き込まれる。使用者が上記アプリケーションプログラムのいずれか１つの実行を行うべく操作装置１３の操作を行うと、このプログラムがフラッシュメモリ１０１から読み出されて上記ＲＡＭ１２に読み込まれる。ＣＰＵ（中央処理装置）１１は、ＲＡＭ１２上に読み込まれた上記アプリケーションプログラムを実行して、その実行結果をディスプレイ１４上に表示せしめる。

【００１９】この際、かかるアプリケーションソフトの実行により、記憶装置１０に対するファイルの書込、及び消去等のアクセスが発生すると、メモリコントローラ１０２は、フラッシュメモリ１０１に対して上記ＯＳに従った制御処理を実行する。以下に、かかるＯＳプログラムの実行により為される新規ファイルの書込、消去、及び更新の各動作についてを、図６に示されるが如き初期論理フォーマットを有するフラッシュメモリ１０１を例にとって説明する。

【００２０】尚、図６に示されるファイル領域は、全容量が２０Ｋバイトであり、各々２Ｋバイトの容量を有する１０個のセクタから構成されている。この際、各セクタは、セクタＩＤ：Ｑ～（Ｑ＋９）にて示される。又、ＦＡＴエントリ０～９各々のファットポインタＦＰには、上記ファイル領域中のセクタ各々に対応したセクタＩＤ：Ｑ～（Ｑ＋９）が記録される。又、ＦＡＴエントリ０～９各々のデリートチェックバイトＤＣＢは、このファットポインタＦＰによって示されるセクタが空きセクタ、すなわち書込有効なセクタであることを示す論理値"０"となっている。この際、ＦＡＴエントリ０～５は、セクタＩＤ：Ｒにて示されるセクタ内に記録され、ＦＡＴエントリ６～９は、セクタＩＤ：（Ｒ＋１）にて示されるセクタ内に記録されるものとする。

【００２１】従って、ＦＳＬディレクトリエントリ０のＦＴ－ＳＩＤとして、ＦＡＴエントリ０が存在するセクタのセクタＩＤ：Ｒが記録される。かかるＦＳＬディレクトリエントリ０のデリートチェックバイトＤＣＢは、このＦＳＬディレクトリエントリ０が有効であることを示す論理値"０"となっている。以下に、かかる図６に示されるが如き状態から、各々が４Ｋバイトの容量を有する５つの新規ファイルＡ～Ｅを順次書込み、この書き込んだファイルをファイルＣ、Ｅ、Ａの順に消去した後、新たに６Ｋバイトの容量を有するファイルＦを書き込むまでの動作例を、図７～図１３を参照しつつ説明する。

【００２２】ファイルＡ～Ｅの書込

図６に示されるが如き状態において、先ず、メモリコントローラ１０２は、図３に示されるフック領域中のＤ－ＳＩＤを読出す。メモリコントローラ１０２は、この読み出したＤ－ＳＩＤの内容によってディレクトリ領域の先頭セクタＩＤを認識し、このセクタ内において最も先頭位置に存在する有効（ＤＣＢの論理値が"０"）なＦＳＬディレクトリエントリを検索する。この際、図６に示されるが如く、最も先頭位置に存在する有効なＦＳＬディレクトリエントリは、ＦＳＬディレクトリエントリ０である。メモリコントローラ１０２は、このＦＳＬディレクトリエントリ０のＦＴ－ＳＩＤとして記録されているセクタＩＤ：Ｒにて示されるセクタ内において、最も先頭位置に存在する有効なＦＡＴエントリ（ＤＣＢの論理値が"０"であるＦＡＴエントリ）を検索する。この際、かかるセクタＩＤ：Ｒにて示されるセクタ内において最も先頭位置に存在する有効なＦＡＴエントリは、図６に示されるが如く、ＦＡＴエントリ０である。ここで、メモリコントローラ１０２は、このＦＡＴエントリ０のファットポインタＦＰとして記録されているセクタＩＤ：Ｑにて示されるセクタに、図７に示されるが如く、ファイルＡを書き込んで行く。この際、ファイルＡの容量は４Ｋバイトあり、１セクタ分の容量（２Ｋバイト）よりも大である。そこで、メモリコントローラ１０２は、上記ＦＡＴエントリ０の次に存在する有効なＦＡＴエントリを検索する。この際、検索されるＦＡＴエントリは、図６に示されるが如く、ＦＡＴエントリ１である。ここで、メモリコントローラ１０２は、このＦＡＴエントリ１のファットポインタＦＰとして記録されているセクタＩＤ：（Ｑ＋１）にて示されるセクタに、図７に示されるように上記ファイルＡの続きを書き込んで行くのである。

【0023】図14は、かかるファイルAの書込時のフォーマットを示す図である。図14に示されるが如く、セクタID：Qにて示されるセクタには、ファイルAの前半部が書込まれると共に、その先頭位置には、次のセクタの繋がり情報を示すnSIDとして（Q+1）が記録される。この（Q+1）にて示されるセクタには、ファイルAの後半部分が書込まれる。その先頭位置の次のセクタの繋がり情報を示すnSIDには何も書き込まずに"0"のままにしておく。これは、次のセクタへの繋がりが存在しないことを示すものである。

【0024】又、ファイルAへの新たな追記は、ファイルAの最後のセクタのnSIDに新たに追加されたセクタIDを書き込むことにより可能となる。次に、メモリコントローラ102は、上記FATエントリ0及び1のDCBの論理値を、図7に示されるが如く"1"に書き換えることにより、セクタID：Q及び（Q+1）にて示されるセクタ各々が書込無効となったことを示す。次に、メモリコントローラ102は、上記ディレクトリ領域中において書き込みの為されていないディレクトリエントリの先頭を検索する。この際、上述の如き初期状態において書き込みの為されていない先頭のディレクトリエントリとは、図7に示されるように、ディレクトリエントリ0である。ここで、メモリコントローラ102は、かかるディレクトリエントリ0に、上記ファイルAに関するファイル情報（ファイル名、ファイルサイズ、ファイルタイプ、記録日時等）、並びに、このファイルAが書込まれているフラッシュメモリ101上の先頭のセクタID：Qを記録する。

【0025】以上の如き一連の動作により、メモリコントローラ102は、ファイルAの書込動作を完了する。かかるファイルAの書込動作と同様な方法によって、メモリコントローラ102は、ファイルB、ファイルCの書込を順次行う。図8は、これらファイルA、B、及びC各々の書込が完了した際のフラッシュメモリ101の状態を示す図である。

【0026】図8に示されるが如く、セクタID：Q～（Q+5）によって示されるセクタ各々が、ファイルA～Cの書込により使用される。従って、これらセクタID：Q～（Q+5）を示すFATエントリ0～5各々のデリートチェックバイトDCBの論理値が全て"1"となる。よって、図8に示されるが如く、セクタID：Rに示されるセクタ内には、有効なFATエントリが存在しないことになる。この際、FSL_FAT領域中の最も先頭位置に存在し、かつ有効なFATエントリは、図8に示されるが如くFATエントリ6であり、このFATエントリ6が記録されるセクタのセクタIDは（R+1）である。そこで、メモリコントローラ102は、FSLディレクトリエントリ中において、未記録であり、かつ最も先頭に存在するFSLディレクトリエントリを検索する。図8に示されるように、FSLディレクトリエントリ中において未記録、かつ最先頭に存在するFSLディレクトリエントリは、FSLディレクトリエントリ1であるので、メモリコントローラ102は、このFSLディレクトリエントリ1のFT-SIDとして上記（R+1）を記録する。

【0027】更に、今まで"有効"であったディレクトリエントリ0を"無効"にすべく、そのDCBを"1"にする。かかる図8に示される状態において、次なる新規ファイルとしてのファイルDの書込を行うにあたり、先ず、メモリコントローラ102は、図3に示されるフック領域中のD-SIDを読出す。メモリコントローラ102は、この読み出したD-SIDの内容によってディレクトリ領域の先頭セクタIDを認識し、このセクタ内において最も先頭位置に存在する有効（DCBの論理値が"0"）なFSLディレクトリエントリを検索する。この際、図8に示されるが如く、最も先頭位置に存在する有効なFSLディレクトリエントリは、FSLディレクトリエントリ1である。メモリコントローラ102は、このFSLディレクトリエントリ1のFT-SIDとして記録されているセクタID：（R+1）、にて示されるセクタ内において、最も先頭位置に存在する有効（DCBの論理値が"0"）なFATエントリを検索する。この際、かかるセクタID：（R+1）にて示されるセクタ内において最も先頭位置に存在する有効なFATエントリは、図8に示されるが如く、FATエントリ6である。ここで、メモリコントローラ102は、このFATエントリ6のファットポインタFPとして記録されているセクタID：（Q+6）にて示されるセクタに、図9に示されるが如く、ファイルDを書き込んで行く。この際、ファイルDの容量は4Kバイトあり、1セクタ分の容量（2Kバイト）よりも大である。そこで、メモリコントローラ102は、上記FATエントリ6の次に存在する有効なFATエントリを検索する。この際、検索されるFATエントリは、図8に示されるが如く、FATエントリ7である。ここで、メモリコントローラ102は、このFATエントリ7のファットポインタFPとして記録されているセクタID：（Q+7）にて示されるセクタに、図9に示されるが如く上記ファイルDの続きを書き込んで行くのである。

【0028】次に、メモリコントローラ102は、上記FATエントリ6及び7のDCBの論理値を、図9に示されるが如く"1"に書き換えることにより、セクタID：（Q+6）及び（Q+7）にて示されるセクタ各々が書込無効になったことを示す。次に、メモリコントローラ102は、上記ディレクトリ領域中において書き込みの為されていないディレクトリエントリの先頭を検索する。この際、図8に示されるが如き状態において書き込みの為されていない先頭のディレクトリエントリとは、ディレクトリエントリ3である。ここで、メモリコントローラ102は、図9に示されるが如く、かかるディレクトリエントリ3に、上記ファイルDに関するファイル情報（ファイル名、ファイルサイズ、ファイルタイプ、記録日時等）、並びに、このファイルDが書込まれているフラッシュメモリ101上の先頭のセクタID：（Q+6）を記録する。

【0029】以上の如き一連の動作により、メモリコントローラ102は、ファイルDの書込動作を完了する。同様な方法によって、メモリコントローラ102は、ファイルEの書込を行う。図10は、上記ファイルA、B、C、D及びE各々の書込が完了した際のフラッシュメモリ101の状態を示す図である。

【0030】ファイルC、E、Aの削除

かかる図10に示される状態においてファイルCの消去を行うにあたり、メモリコントローラ102は、先ず、ディレクトリエントリ中からファイル名としてファイルCが記録されているディレクトリエントリの検索を行う。この際、かかるディレクトリエントリは、図10に示されるが如く、ディレクトリエントリ2である。ここで、メモリコントローラ102は、かかるディレクトリエントリ2のFL-SIDとして記録されているセクタID：（Q+4）、及びこのセクタのnSIDに記録されている次に繋がるべきセクタID：（Q+5）に示されるセクタ各々の書込内容を消去する。かかる動作により、ファイル領域中に書込まれていたファイルCは、図11に示されるが如く消去される。

【0031】次に、メモリコントローラ102は、上記ディレクトリエントリ2のDCBの論理値を、図11に示されるように、"1"に書き換える。これにより、上記ディレクトリエントリ2の記録内容が無効となる。次に、メモリコントローラ102は、上記FSL_FAT領域中において書き込み済みのFATエントリの最後尾を検索する。図10に示されるが如き状態において書き込み済みのFATエントリの最後尾は、FATエントリ9である。ここで、メモリコントローラ102は、かかるFATエントリ9の次のFATエントリ10及び11各々のファットポインタFPとして、図11に示されるが如く、（Q+4）及び（Q+5）を夫々記録する。すなわち、ファイルCの消去により、ファイル領域（Q+4）及び（Q+5）が新たに自由領域となったので、これらを示す有効なFATポインタとしてFATエントリに（Q+4）及び（Q+5）が作成された。ここでは、メモリコントローラ102は、これらFATエントリ10及び11各々のDCBには何も書き込まない。

【0032】以上の如き一連の動作により、メモリコントローラ102は、ファイルCの消去動作を完了する。同様な方法によって、メモリコントローラ102は、ファイルE及びAの消去を行う。図12は、これらファイルA、C、及びEをC、E、Aの順番で消去が完了した際のフラッシュメモリ101の状態を示す図である。

【0033】ファイルF（6Kバイト）の書込

かかる図12に示される状態において、新規ファイルとして、その容量が6Kバイトのファイルfの書込を行うにあたり、先ず、メモリコントローラ102は、フック領域中のD-SIDを読出す。メモリコントローラ102は、この読み出したD-SIDの内容によってディレクトリ領域の先頭セクタIDを認識し、このセクタ内において最も先頭位置に存在する有効（DCBの論理値が"0"）なFSLディレクトリエントリを検索する。この際、図12に示されるが如く、最も先頭位置に存在する有効なFSLディレクトリエントリは、FSLディレクトリエントリ1である。メモリコントローラ102は、このFSLディレクトリエントリ1のFT-SIDとして記録されているセクタID：（R+1）にて示されるセクタ内において、最も先頭位置に存在する有効（DCBの論理値が"0"）なFATエントリを検索する。この際、かかるセクタID：（R+1）にて示されるセクタ内において、最も先頭位置に存在する有効なFATエントリは、図12に示されるが如く、FATエントリ10である。ここで、メモリコントローラ102は、このFATエントリ10のファットポインタFPとして記録されているセクタID：（Q+4）にて示されるセクタに、図13に示されるが如く、ファイルFを書き込んで行く。この際、ファイルFの容量は6Kバイトあり、1セクタ分の容量（2Kバイト）よりも大である。そこで、メモリコントローラ102は、上記FATエントリ10の次に存在する有効なFATエントリを検索する。この際、検索されるFATエントリは、図12に示されるが如く、FATエントリ11である。ここで、メモリコントローラ102は、このFATエントリ11のファットポインタFPとして記録されているセクタID：（Q+5）にて示されるセクタに、図13に示されるが如く上記ファイルFの続きを書き込んで行く。更に、ファイルFの残り分（2Kバイト）を書き込むべく、メモリコントローラ102は、上記FATエントリ11の次に存在する有効なFATエントリの検索を実施する。この際、検索されるFATエントリは、図12に示されるが如く、FATエントリ12である。ここで、メモリコントローラ102は、このFATエントリ12のファットポインタFPとして記録されているセクタID：（Q+8）にて示されるセクタに、図13に示されるが如く上記ファイルFの残り分（2Kバイト）を書込む。

【0034】図15は、かかるファイルFの書込時のフォーマットを示す図である。図15に示されるが如く、セクタID：（Q+4）にて示されるセクタには、ファイルFの一部が書込まれると共に、その先頭位置には、次のセクタの繋がり情報を示すnSIDとして（Q+5）が記録される。この（Q+5）にて示されるセクタには、上記ファイルFの続き部分が書込まれると共に、その先頭位置には、次のセクタの繋がり情報を示すnS

IDとして（Q+8）が記録される。この（Q+8）にて示されるセクタには、上記ファイルFの最終部分が書込まれる。又、その先頭位置のセクタの繋がり情報を示すnSIDには何も書き込まないので、"0"のままである。これは、ファイルFとして次のセクタへの繋がりが存在しないことを示すものである。

【0035】次に、メモリコントローラ102は、上記ファイルFに関するFATエントリ10、11及び12各々のDCBの論理値を図13に示されるが如く"1"に書き換えて、セクタID：（Q+4）、（Q+5）及び（Q+8）にて示されるセクタ各々が書込無効になったことを示す。次に、メモリコントローラ102は、上記ディレクトリ領域中において書き込みの為されていないディレクトリエントリの先頭を検索する。この際、図12に示されるが如き状態において書き込みの為されていない先頭のディレクトリエントリとは、ディレクトリエントリ5である。ここで、メモリコントローラ102は、図13に示されるが如く、かかるディレクトリエントリ5に、上記ファイルFに関するファイル情報（ファイル名、ファイルサイズ、記録日時等）、及びこのファイルFが書込まれているフラッシュメモリ101上の先頭のセクタID：（Q+4）を記録する。

【0036】ここで、図13に示されるが如く、セクタID：R及び（R+1）各々によって示されるセクタ内には、有効なFATエントリが存在していない。この際、FSL_FAT領域中において有効なFATエントリの先頭は、セクタID：（R+2）なるセクタ内に存在するFATエントリ13である。そこで、メモリコントローラ102は、FSLディレクトリエントリ中において、未記録であり、かつ最も先頭に存在するFSLディレクトリエントリを検索する。図13に示されるように、FSLディレクトリエントリ中において未記録、かつ最先頭に存在するFSLディレクトリエントリは、FSLディレクトリエントリ2である。よって、メモリコントローラ102は、このFSLディレクトリエントリ2のFT-SIDとして上記（R+2）を記録する。

【0037】以上の如く、本発明によるメモリの制御方法においては、図6に示されるように、ファイル領域中の空きセクタ（書込可能なセクタ）を線形リスト構造と捉え、その線形リストのポインタ（ファットポインタFP）をFSL_FAT領域に記録する。ここで、ファイルの書込みの際には、図7～図10、及び図13に示されるように、上記FSL_FAT領域の先頭位置から順に空きセクタを検索して行き、この検索したセクタから順次ファイルの書込みを行う。その後、このファイルが書き込まれたセクタを示すFATエントリ中のデリートチェックバイトDCBを、論理値"1"、すなわち、空きセクタではないことを示すデリートチェックバイトに書き換える。又、ファイル削除時には、図11及び図12に示されるが如く、削除対象となったファイルを削除すると共に、このファイル削除によって空きセクタとなったセクタに関するFATエントリを新たに作成し、これをFSL_FAT領域の最後尾に追記して行く。

【0038】以上のようにメモリ管理を行えば、データを書き込むべく自由領域を確保する際に、時系列的に見て最も長く自由領域として残っているセクタから使用することになる。かかる制御方法によれば、ファイルの更新時において、特定のセクタだけが頻繁に使用されることが防止されるので、フラッシュメモリの寿命を延ばすことが可能となるのである。

【0039】又、本発明によるメモリの制御方法においては、図3～図5、図14及び図15に示されるように、フラッシュメモリ内の各セクタ間の繋がりを示す情報（nSID）をセクタ各々の先頭位置に記録するようにしている。よって、ファイルの削除時には、セクタの消去を行えばこのセクタ間の繋がりを示す情報も同時に消去されるので、各セクタの繋がり情報を一カ所に配した従来のメモリ管理方法に比して、特定のセクタに書き換えが集中することを避けることが出来るのである。

【0040】尚、前述した如きファイルの書込及び消去操作等により、ディレクトリ領域の先頭セクタ内における全てのディレクトリエントリが無効を示す状態となった場合、あるいは、このディレクトリ領域中の追記領域が所定容量よりも少なくなった場合、メモリコントローラ102は、フラッシュメモリ101に対してディレクトリ領域の最適化を行う。

【0041】ディレクトリ領域の最適化

以下に、かかるメモリコントローラ102によるディレクトリ領域の最適化動作について、図13及び図16を参照しつつ説明する。この際、図16(a)は、ディレクトリ領域の最適化前の記録状態、図16(b)は、最適化後の記録状態の一例を夫々示すものである。又、図16(a)に示される一例においては、最適化前のディレクトリ領域はセクタID：Y～（Y+2）にて示される3つのセクタから構成されているものとする。

【0042】ここで、かかる図16(a)の状態に対して最適化を実施するにあたり、メモリコントローラ102は、先ず、フラッシュメモリ101の自由領域中から空きセクタを検索し、この空きセクタをディレクトリ領域としての最後尾セクタに追加する。例えば、図13の状態においては、メモリコントローラ102は、FATエントリを順に参照することにより、セクタID：（Q+9）にて示されるセクタが空きセクタであると判定し、このセクタをディレクトリ領域の最後尾セクタとして追加する。すなわち、最適化前の状態においてディレクトリ領域の最後尾セクタであったセクタID：（Y+2）にて示されるセクタのnSIDに、図16(b)に示されるが如く（Q+9）を記述するのである。更に、メモリコントローラ102は、図13に示されるFATエントリ13を無効とすべく、かかるFATエントリ13のDCBを論理値"1"に書き換える。かかる動作により、セクタID：（Q+9）にて示されるセクタは、ディレクトリ領域となる。

【0043】次に、メモリコントローラ102は、図16(a)の状態においてディレクトリ領域の先頭セクタであったセクタID：Yにて示されるセクタ内に存在する全ての有効なディレクトリエントリを、図16(b)に示されるように、上記セクタID：（Q+9）にて示されるセクタにコピーする。次に、メモリコントローラ102は、かかるセクタID：Yにて示されるセクタ内に記録されていた情報を全て消去して、図16(b)に示されるが如く、このセクタID：Yにて示されるセクタを自由領域とする。すなわち、メモリコントローラ102は、セクタID：Yのセクタを自由領域扱いとすべきFATエントリを作成し、これをFSL_FAT領域の最後尾に追記するのである。

【0044】かかるディレクトリ領域の最適化により、ディレクトリ領域の先頭セクタは、セクタID：（Y+1）にて示されるセクタとなる。従って、メモリコントローラ102は、この最新のディレクトリ領域の先頭セクタを示すセクタID：（Y+1）を、新たなD-SIDとして図3に示されるが如きフック領域中の追記領域に追記して行く。

【0045】尚、かかるフック領域中の追記領域が一杯になると、メモリコントローラ102は、フラッシュメモリ101に対してフック領域の更新を行う。この際、上述した如く初期フォーマット時においてフック領域は、セクタID：0のセクタに配置されている。

フック領域の更新

図17は、かかるフック領域の更新を実施する為のサブルーチンフローを示す図である。

【0046】図17において、メモリコントローラ102は、先ず、フック領域の最後尾に記録された最新のD-SIDをその内蔵レジスタA（図示せず）に記憶する（ステップS1）。次に、メモリコントローラ102は、かかるフック領域中の全ての記録内容を消去する（ステップS2）。次に、メモリコントローラ102は、識別ID及びCBをかかるフック領域の先頭に夫々記録し直してこれらを読み出す（ステップS3）。次に、メモリコントローラ102は、これら識別ID及びCB各々の読み出しが正常に為されたか否かの判定を行う（ステップS4）。かかるステップS4において、読み出しが正常に為されたと判定された場合、メモリコントローラ102は、書き込み位置を示すポインタ（バイト数）nとして9を内蔵レジスタ（図示せず）に記憶する（ステップS5）。次に、メモリコントローラ102は、そのnバイト目に、上記内蔵レジスタAに記憶しておいた最新のD-SIDを記録し、これを読み出す（ステップS6）。すなわち、記録された識別ID及びCBに続いてD-SIDを記録するのである。次に、メモリコントローラ102は、かかるD-SIDの読み出しが正常に為されたか否かの判定を行う（ステップS7）。かかるステップS7において、読み出しが正常に為されたと判定された場合、メモリコントローラ102は、このフック領域更新ルーチンを抜けてメインルーチン（説明せず）の動作に戻る。

【0047】一方、かかるステップS7において、読み出しが正常に為されなかったと判定された場合、メモリコントローラ102は、上記ポインタnに4バイトを加算したものを新たなポインタnとして内蔵レジスタに記憶する（ステップS8）。次に、メモリコントローラ102は、そのポインタnがフック領域の大きさ、すなわち1セクタの全バイト数Nよりも大であるか否かの判定を行う（ステップS9）。かかるステップS9において、ポインタnが1セクタの全バイト数Nよりも大ではないと判定された場合、メモリコントローラ102は、上記ステップS6の動作に戻る。一方、かかるステップS9において、ポインタnが1セクタの全バイト数Nよりも大であると判定された場合、メモリコントローラ102は、このセクタの記録内容を全て消去する（ステップS10）。かかるステップS10の終了後、あるいは、上記ステップS4において、識別ID及びCB各々の読み出しが正常に為されなかったと判定された場合、メモリコントローラ102は、フック領域退避ルーチンの実行に移る（ステップS11）。つまり、この際、フック領域に割り当てられていたセクタが不良セクタであると考えられるので、メモリコントローラ102は、別のセクタにフック領域を退避させるべく以下の如きフック領域退避ルーチンの実行に移るのである。

【0048】図18は、かかるフック領域退避ルーチンを示す図である。図18において、先ず、メモリコントローラ102は、FSL_FAT領域の記録内容に基づいて空きセクタを探索し、これを新たなフック領域とすべきセクタとして選出する（ステップS22）。次に、メモリコントローラ102はポインタnとして1を内蔵レジスタ（図示せず）に記憶する（ステップS23）。次に、メモリコントローラ102は、不良セクタのnバイト目に、この選出セクタのセクタIDを記録し、これを読み出す。更に、メモリコントローラ102は、この不良セクタの（n+4）バイト目に、この選出セクタのセクタIDをビット反転したデータを記録し、これを読み出す（ステップS24）。次に、メモリコントローラ102は、かかるステップS24による読み出しが正常に為されたか否かの判定を行う（ステップS25）。かかるステップS25において、読み出しが正常に為されなかったと判定された場合、メモリコントローラ102は、上記不良セクタの（n+4）バイト目に、この選出セクタのセクタIDのビット反転データ以外のデータを記録し、これを読み出す（ステップS26）。次に、メモリコントローラ102は、かかるステップS26によ

15

る読み出しが正常に為されたか否かの判定を行う（ステップＳ２７）。かかるステップＳ２７において、読み出しが正常に為されたと判定された場合、メモリコントローラ１０２は、上記ポインタｎに８バイトを加算したものを新たなポインタｎとして内蔵レジスタに記憶する（ステップＳ２８）。次に、メモリコントローラ１０２は、そのポインタｎが１セクタの全バイト数Ｎよりも小であるか否かの判定を行う（ステップＳ２９）。かかるステップＳ２９において、ポインタｎが１セクタの全バイト数Ｎよりも小であると判定された場合、メモリコントローラ１０２は、上記ステップＳ２４の動作に戻る。一方、かかるステップＳ９において、ポインタｎが１セクタの全バイト数Ｎよりも大であると判定された場合、あるいは、上記ステップＳ２７において、読み出しが正常に為されなかったと判定された場合、メモリコントローラ１０２は、フック領域の待避動作が失敗した旨を、図１に示されるＣＰＵ１１に通知する（ステップＳ３０）。

【００４９】すなわち、フック領域中の識別ＩＤがこのフック領域が存在するセクタＩＤであり、かつＣＢがこのセクタＩＤの全ビットを反転した値であれば、このフック領域は正常でありＤ－ＳＩＤが正常に記録されている。例えば、セクタＩＤ：０にあるフック領域の識別ＩＤが "00000000"(HEX)であり、かつＣＢが"FFFFFFFF"(HEX)であれば、このフック領域は正常であり、ＣＢの後に続く４バイトにはＤ－ＳＩＤが記録されている。

【００５０】また、フック領域中の識別ＩＤがこのフック領域が存在するセクタＩＤとは異なる値であり、かつＣＢがこの値の全ビットを反転した値であれば、このフック領域は不良セクタであり、この識別ＩＤが示すセクタＩＤのセクタへフック領域の内容を退避してあることを示している。例えば、セクタＩＤ：０にあるフック領域の識別ＩＤが "00000010"(HEX)であり、かつＣＢが"FFFFFFEF"(HEX)であれば、このセクタは不良であり、フック領域の内容はセクタＩＤ："10"(HEX)へ退避してあることを示す。

【００５１】更に、フック領域中の識別ＩＤとＣＢの全ビットが各々互いに反転関係になければ、この８バイトは不良であり意味を持たないことを示す。従って、次の８バイトを識別ＩＤ及びＣＢとして調べて、再び上述した如き検査を繰り返し実行する。もし、かかるフック領域のセクタが終了しても互いに反転関係にある（不良ではない）８バイトの領域が検出されなければセクタの退避が失敗したことになるのである。

【００５２】ＦＳＬ_ＦＡＴ領域の更新

尚、ＦＳＬ_ＦＡＴ領域の先頭セクタ内における全てのＦＡＴエントリが無効を示す状態となった場合、メモリコントローラ１０２は、フラッシュメモリ１０１に対してＦＳＬ_ＦＡＴ領域の更新を行う。例えば、図１３の状態においては、ＦＳＬ_ＦＡＴ領域の先頭セクタ（セクタＩＤ：Ｒ）内の全てのＦＡＴエントリ０～５が無効を示す状態となっている。よって、メモリコントローラ１０２は、このセクタＩＤ：Ｒにて示されるセクタに記録されている情報を全て消去し、かかるセクタを自由領域とする。すなわち、メモリコントローラ１０２は、セクタＩＤ：Ｒのセクタを自由領域扱いとすべきＦＡＴエントリを作成し、これをＦＳＬ_ＦＡＴ領域の最後尾に追記するのである。

【００５３】尚、ＦＳＬ_ＦＡＴ領域の最終セクタ内における消去領域が全く無くなった場合、メモリコントローラ１０２は、フラッシュメモリ１０１の自由領域中から空きセクタを検索し、この空きセクタをＦＳＬ_ＦＡＴ領域の最後尾セクタとして追加する。例えば、図１３の状態においては、メモリコントローラ１０２は、ＦＳＬ_ＦＡＴ領域中のＦＡＴエントリを順に参照することにより、セクタＩＤ：（Ｑ＋９）にて示されるセクタが空きセクタであると判定し、このセクタをＦＳＬ_ＦＡＴ領域の最後尾セクタとして追加する。すなわち、更新前の状態においてＦＳＬ_ＦＡＴ領域の最後尾セクタであったセクタＩＤ：（Ｒ＋２）にて示されるセクタのｎＳＩＤに（Ｑ＋９）を記述するのである。更に、メモリコントローラ１０２は、図１３に示されるが如きＦＳＬディレクトリエントリ３のＦＴ－ＳＩＤとして、先頭セクタを示す（Ｒ＋２）を記録するのである。この際、ＦＳＬディレクトリエントリ２のＤＣＢを論理値"1"に書き換える。

【００５４】以上の如き、フック領域、ディレクトリ領域、及びＦＳＬ_ＦＡＴ領域各々に対する最適化動作によれば、フラッシュメモリ１０１内の記録領域を有効化しつつセクタの消去回数を減らすことが出来るので、フラッシュメモリ１０１の寿命を延ばすことが可能となる。尚、上記各領域を最適化する際に、記録内容の消去単位を１セクタとしたが、これに限らず消去ブロックの整数倍を消去単位としても同様の効果が得られる。

【００５５】又、本実施例の形態ではフラッシュメモリを記憶媒体として用いたが、要するに書き込み回数に制限のあるメモリに対して本願発明は有効となるのである。

【図面の簡単な説明】

【図１】情報処理装置の構成の一例を示す図である。

【図２】フラッシュメモリ１０１の初期論理フォーマットを示す図である。

【図３】フック領域の初期フォーマットを示す図である。

【図４】ディレクトリ領域の初期フォーマットを示す図である。

【図５】ＦＳＬ_ＦＡＴ領域の初期フォーマットを示す図である。

【図６】本発明のメモリの制御方法によるフラッシュメモリ１０１の状態推移の一例を示す図である。

17

【図７】本発明のメモリの制御方法によるフラッシュメモリ１０１の状態推移の一例を示す図である。

【図８】本発明のメモリの制御方法によるフラッシュメモリ１０１の状態推移の一例を示す図である。

【図９】本発明のメモリの制御方法によるフラッシュメモリ１０１の状態推移の一例を示す図である。

【図１０】本発明のメモリの制御方法によるフラッシュメモリ１０１の状態推移の一例を示す図である。

【図１１】本発明のメモリの制御方法によるフラッシュメモリ１０１の状態推移の一例を示す図である。

【図１２】本発明のメモリの制御方法によるフラッシュメモリ１０１の状態推移の一例を示す図である。

【図１３】本発明のメモリの制御方法によるフラッシュメモリ１０１の状態推移の一例を示す図である。

18

＊【図１４】ファイルＡの保存形態の一例を示す図である。

【図１５】ファイルＦの保存形態の一例を示す図である。

【図１６】ディレクトリ領域の最適化動作を説明する為の図である。

【図１７】フック領域の更新動作に基づくサブルーチンフローを示す図である。

【図１８】フック領域の退避動作に基づくサブルーチンフローを示す図である。

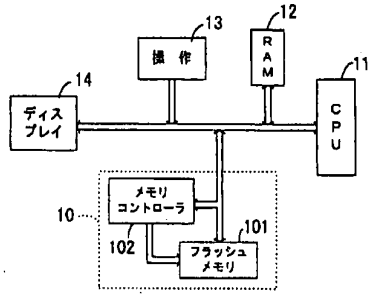
【主要部分の符号の説明】

１０　記憶装置

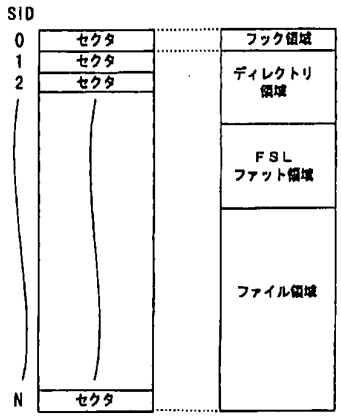
１０１　フラッシュメモリ

１０２　メモリコントローラ

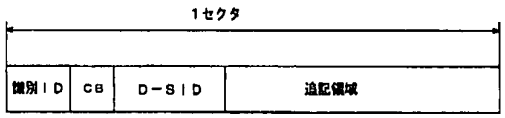
【図１】



【図２】



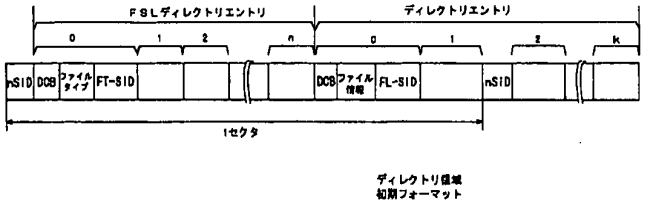
【図３】



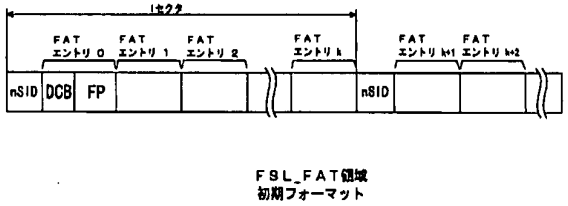
フック領域
初期フォーマット

CB：セクタチェックバイト
D－SID：ディレクトリ領域先頭SID

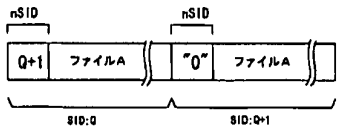
【図4】



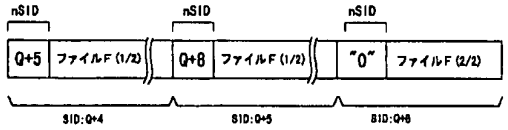
【図5】



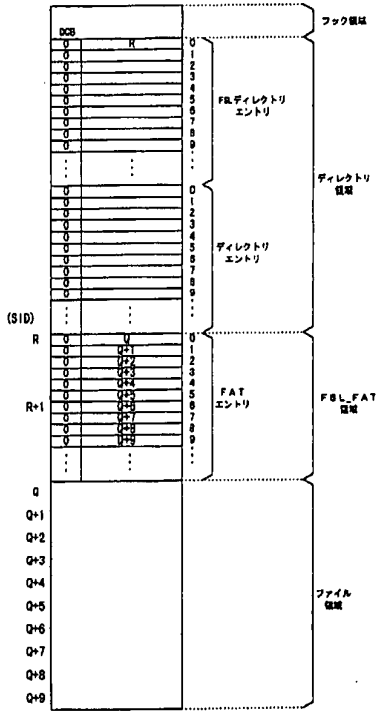
【図14】



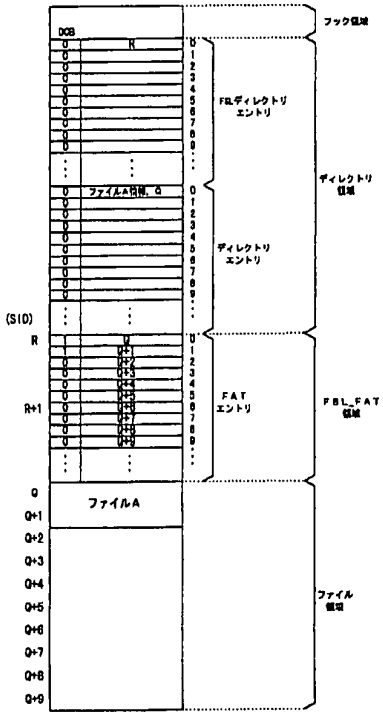
【図15】



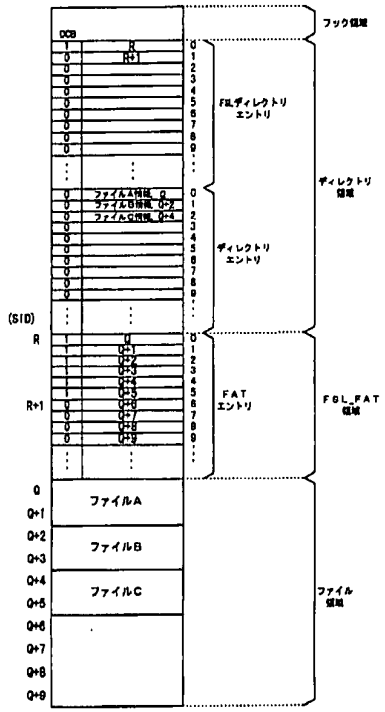
【図6】



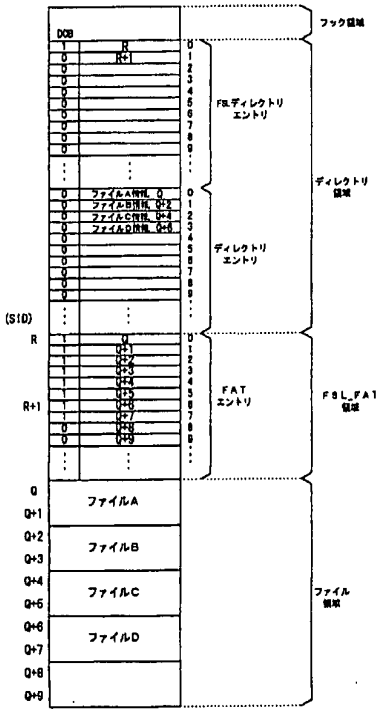
【図7】



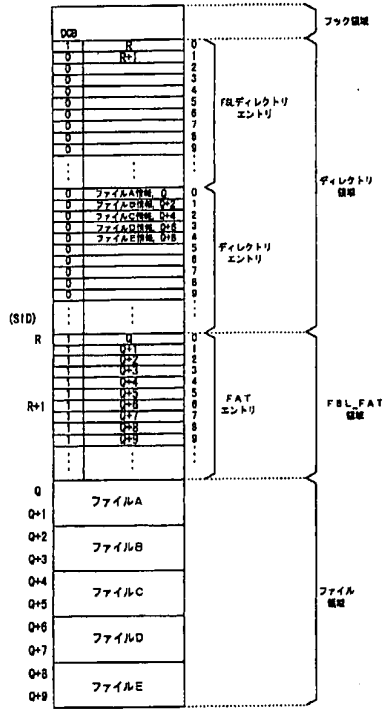
【図8】


ブック領域
DCB
R
R+1
FSLディレクトリエントリ
ディレクトリ領域
ディレクトリエントリ
(SID)
R
R+1
FAT
エントリ
FSL_FAT領域
Q
Q+1
Q+2
Q+3
Q+4
Q+5
Q+6
Q+7
Q+8
Q+9
ファイルA
ファイルB
ファイルC
ファイル領域

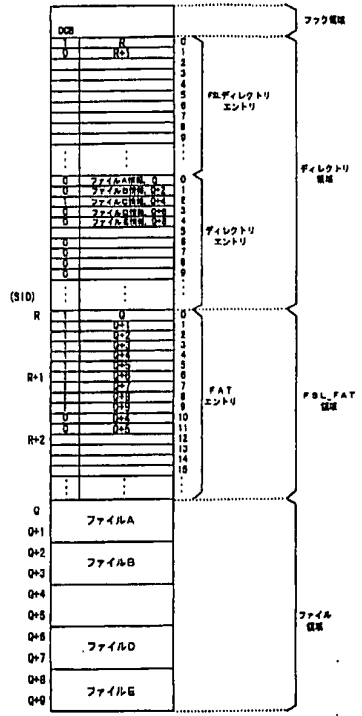
【図9】


ブック領域
DCB
R
R+1
FSLディレクトリエントリ
ディレクトリ領域
ディレクトリエントリ
(SID)
R
R+1
FAT
エントリ
FSL_FAT領域
Q
Q+1
Q+2
Q+3
Q+4
Q+5
Q+6
Q+7
Q+8
Q+9
ファイルA
ファイルB
ファイルC
ファイルD
ファイル領域

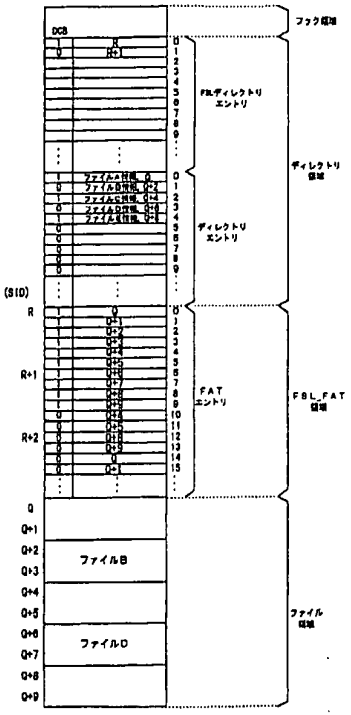
【図10】


ブック領域
DCB
R
R+1
FSLディレクトリエントリ
ディレクトリ領域
ディレクトリエントリ
(SID)
R
R+1
FAT
エントリ
FSL_FAT領域
Q
Q+1
Q+2
Q+3
Q+4
Q+5
Q+6
Q+7
Q+8
Q+9
ファイルA
ファイルB
ファイルC
ファイルD
ファイルE
ファイル領域

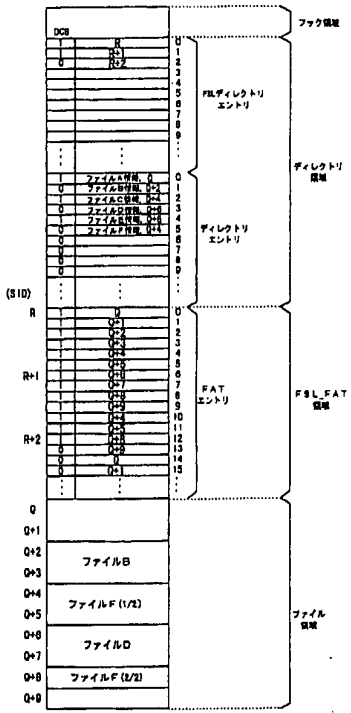
【図11】


ブック領域
DCB
R
R+1
FSLディレクトリエントリ
ディレクトリ領域
ディレクトリエントリ
(SID)
R
R+1
R+2
FAT
エントリ
FSL_FAT領域
Q
Q+1
Q+2
Q+3
Q+4
Q+5
Q+6
Q+7
Q+8
Q+9
ファイルA
ファイルB
ファイルD
ファイルE
ファイル領域

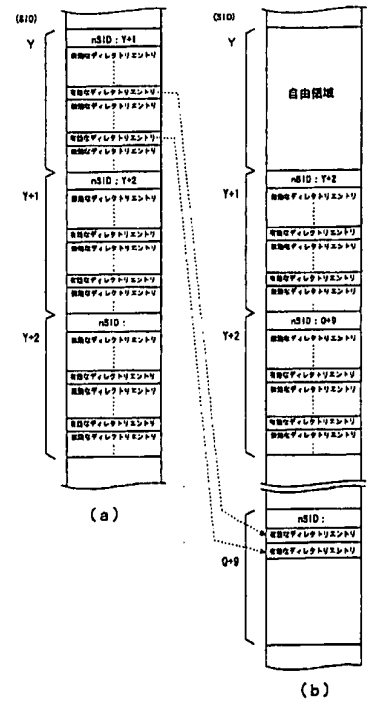
【図12】


DCB
ブック領域
FSLディレクトリエントリ
ディレクトリ領域
ディレクトリエントリ
(SID)
FAT
エントリ
FSL_FAT領域
ファイルB
ファイルD
ファイル領域

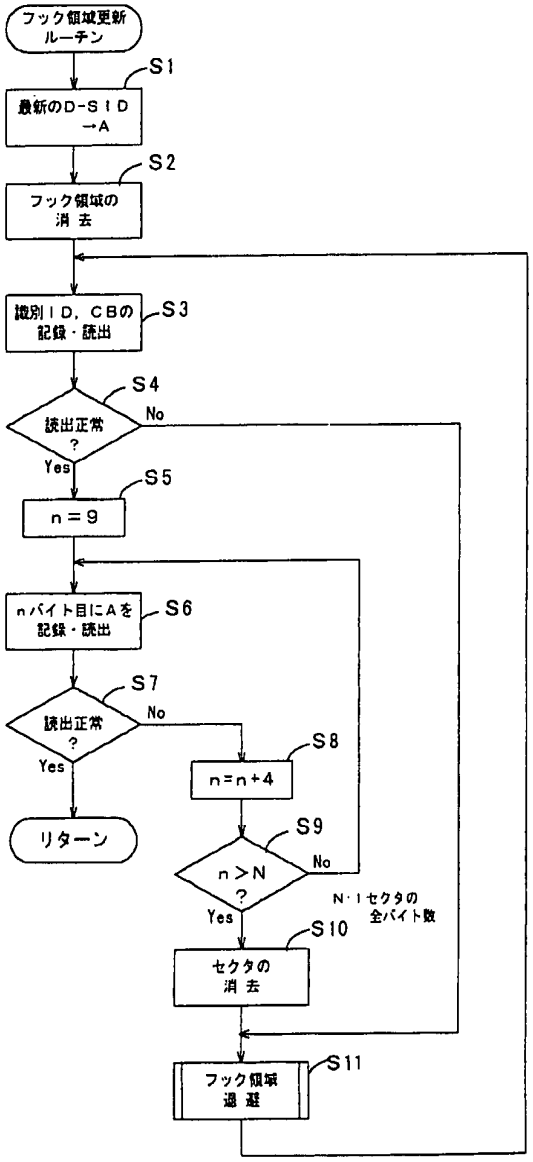
【図13】


DCB
ブック領域
FSLディレクトリエントリ
ディレクトリ領域
ディレクトリエントリ
(SID)
FAT
エントリ
FSL_FAT領域
ファイルB
ファイルF(1/2)
ファイルD
ファイルF(2/2)
ファイル領域

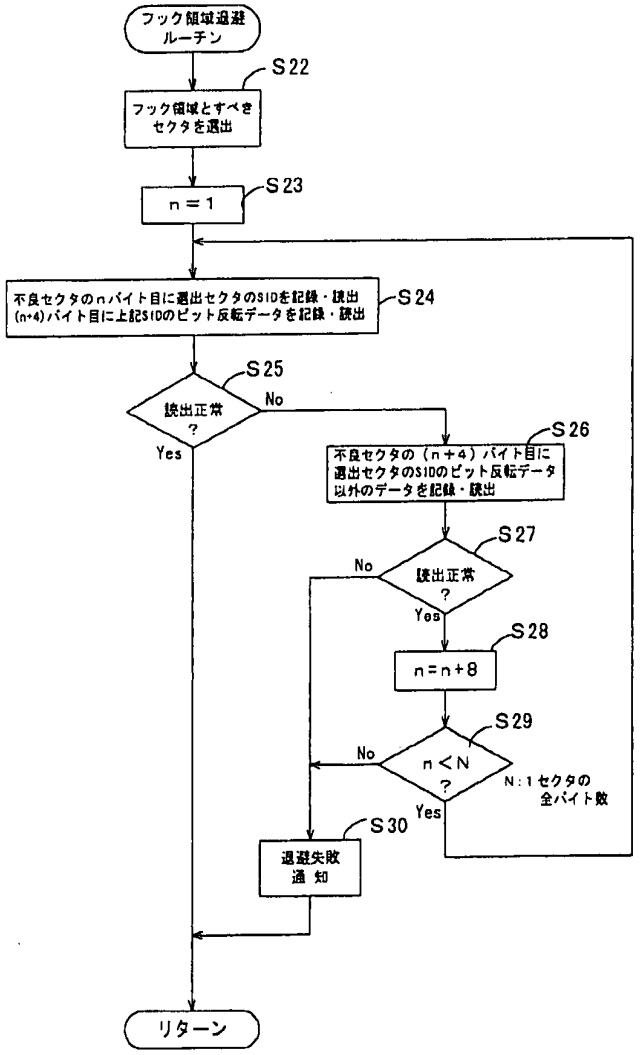
【図16】


(SID)
nSID：Y+1
nSID：Y+2
nSID：
nSID：Q+9
自由領域
(a)
(b)

【図17】


フック領域更新ルーチン
S1
最新のD-SID→A
S2
フック領域の消去
識別ID，CBの記録・読出
S3
S4
読出正常？
No
Yes
S5
n＝9
nバイト目にAを記録・読出
S6
S7
読出正常？
No
Yes
S8
n=n+4
リターン
S9
n＞N？
No
Yes
N：1セクタの全バイト数
S10
セクタの消去
S11
フック領域退避

【図18】


フック領域退避ルーチン
S22
フック領域とすべきセクタを退出
S23
n＝1
不良セクタのnバイト目に退出セクタのSIDを記録・読出
(n+4)バイト目に上記SIDのビット反転データを記録・読出
S24
S25
読出正常？
No
Yes
S26
不良セクタの（n＋4）バイト目に退出セクタのSIDのビット反転データ以外のデータを記録・読出
S27
No
読出正常？
Yes
S28
n=n+8
S29
No
n＜N？
N：1セクタの全バイト数
Yes
S30
退避失敗通知
リターン